



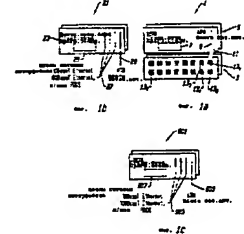
РОССИЙСКОЕ АГЕНТСТВО  
ПО ПАТЕНТАМ И ТОВАРНЫМ ЗНАКАМ

(12) ОПИСАНИЕ ИЗОБРЕТЕНИЯ К ПАТЕНТУ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

(21) (22) Заявка: 98116258/09, 30.01.1997  
(24) Дата начала действия патента: 30.01.1997  
(30) Приоритет: 31.01.1996 US 08/507,620  
22.11.1996 US 80/024,272  
(43) Дата публикации заявки: 20.06.2000  
(46) Дата публикации: 10.09.2002  
(56) Ссылки: US 5379297 A, 03.01.1995, RU 2035065  
C1, 10.05.1996, US 5444702 A, 22.06.1995, EP  
0470366 A1, 04.03.1992, EP 051144 A1,  
28.10.1992, SU 1695329 A1, 30.11.1991.  
(65) Дата перевода заявки РСТ на национальную  
фазу: 31.08.1998  
(86) Заявка РСТ:  
US 97/01595 (30.01.1997)  
(87) Публикация РСТ:  
WO 97/28505 (07.08.1997)  
(88) Адрес для переписки:  
129010, Москва, ул. Б. Спасская, 25, стр.3,  
ООО "Юридическая фирма Городецкой и  
Партнеры", Ю.Д. Кузнецов, рег. № 595

(54) Усовершенствованный способ и устройство для динамического смещения между  
пакетом маршрутизации и коммутацией в сети передачи данных

(57) Изобретение относится к области сетевых  
коммуникаций. Техническим результатом  
является повышение эффективности и скорости  
информационной работы сети. Базовый  
коммуникационный блок содержит аппаратное  
средство коммутации и контроллер,  
оверлейный процессор и память. Шлюзовый  
блок коммутации содержит базовый  
коммуникационный блок и контроллер  
шлюзового блока, оверлейный процессор,  
память и множество плат сетевых  
интерфейсов. Исполнительное устройство  
коммутации содержит базовый  
коммуникационный блок, оверлейный  
контроллер и процессор коммутации,  
процессор, память и множество плат сетевых  
интерфейсов. Способ описывает работу  
указанных устройств. 11 с. и 39 з.п.ф.м., 21  
ил., 2 табл.



RU 2 189 072 C2



RUSSIAN AGENCY  
FOR PATENTS AND TRADEMARKS

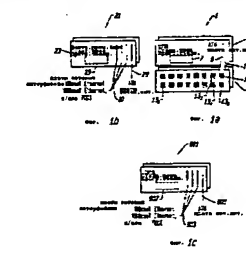
(12) ABSTRACT OF INVENTION

(21) (22) Application: 98116258/09, 30.01.1997  
(24) Effective date for property rights: 30.01.1997  
(30) Priority: 31.01.1996 US 08/507,620  
22.11.1996 US 80/024,272  
(43) Application published: 20.06.2000  
(46) Date of publication: 10.09.2002  
(56) Commencement of national phase: 31.08.1998  
(86) PCT application:  
US 97/01595 (30.01.1997)  
(87) PCT publication:  
WO 97/28505 (07.08.1997)  
(88) Mail address:  
129010, Moscow, ul. B. Spasskaja, 25, str.3,  
ООО "Юридическая фирма Городецкой и  
Партнеры", Ю.Д. Кузнецов, рег. № 595

(71) Applicant:  
IPSLON NETWORKS, INC. (US)  
(72) Inventor:  
LAJON Tomas (US),  
KHINDEN Peter (US), MINSHOLL Greg  
(US), KHINDEN Robert (US), LIANG Feng Ching  
(US), KHOFMAN Ehrik (US), KHAYSTON  
Lourena B. (US), ROBERSON Ulliam A. (US)  
(73) Proprietor:  
IPSLON NETWORKS, INC. (US)  
(74) Representative:  
Kuznetsov Jurij Dmitrievich

(54) IMPROVED METHOD AND DEVICE FOR DYNAMIC SHIFT BETWEEN ROUTING AND SWITCHING BURSTS  
IN DATA TRANSMISSION NETWORK

(57) Abstract:  
FIELD:  
network communications.  
SUBSTANCE: base switching unit has hardware  
switching facility and controller; the latter  
has processor and memory. Gateway  
switching unit has base switching unit and  
gateway unit controller that has processor,  
memory, and plurality of network interface  
boards. Actuating switching device has base  
switching unit incorporating switching  
controller and processor, memory, and  
plurality of network interface boards.  
Method describes operation of these devices.  
EFFECT: enhanced speed and information  
capacity of network. 50 cl., 21 dwg., 2 tbl



RU 2 189 072 C2

RU 2 189 072 C2

RU 2 189 072 C2

Предпосылки изобретения  
Изобретение относится к области сетевых  
коммуникаций. Более конкретно в одном из  
вариантов осуществления настоящее  
изобретение описывает способ и  
устройство для динамического смещения  
между пакетной коммутацией и  
маршрутизацией эффективным образом, чтобы  
обеспечить высокую пропускную способность  
для передачи пакетов при подлинном  
полном функциональных возможностей  
маршрутизации в соответствии с протоколом  
Интернет (IP). Настоящее изобретение  
объединяет высокие быстродействие и  
информационную емкость, возможности  
многоадресного трафика с простотой,  
масштабируемостью и надежностью.  
Ввиду широкого распространения и  
непрерывного роста сети Интернет, которая  
использует протокол IP, указанный протокол  
превратился в преобладающий протокол  
сетевых устройств, используемый в настоящее  
время.  
Протокол IP определяет формат блока  
данных протокола (PDU) и взаимодействие  
стационарных и маршрутизаторов и  
маршрутизаторов.  
Протокол IP обеспечивает не требующее  
содержательного объяснения по передаче  
данных к пользователям протокола IP на  
определенных, связанных с сетью Интернет. Не  
требующая содержательного объяснения, на которой  
основывается протокол IP, обеспечивает  
надежную и гибкую основу для построения  
сети компьютерных услуг. Все основные  
операционные системы используют  
реализацию протокола IP, позволяющую  
протоколу IP и соответствующему протоколу  
уровня передачи (уровень 4 или опорная  
модель OSI (взаимные соединения открытой  
системы) т.е. протоколу управления передачей  
(TCP) использоваться универсально  
применимо на всех платформах аппаратных  
средств. Одним из основных преимуществ  
протокола IP является его чрезвычайно  
высокая масштабируемость, успешно  
реализованная в сетях как с небольшим числом  
пользователей, так и в сетях с размерами,  
сопоставимыми с сетями, включая  
глобальную сеть Интернет.  
С быстрым ростом сети Интернет обычные  
маршрутизаторы протокола IP сталкиваются  
с проблемами, связанными с обработкой  
трафика сети Интернет. При  
современных требованиях к быстродействию  
рабочих станций сети вычислительные  
пользователи сервера и высокими  
значениями скорости сети все чаще  
сталкиваются с проблемами перегрузки  
трафика. Типовые проблемы включают,  
например, изменяемые в весьма высокой  
степени моменты времени отклика сети,  
высокие значения частоты отбоя сети,  
невозможность поддерживать заданную  
чувствительность к задержкам.  
Коммутаторы и коммутаторы сетевых  
предоставляют относительно экономичный и  
быстродействующий способ решения  
проблемы перегрузки в сегментах локальных  
сетей, совместно использующих коммутаторы  
длинного времени установления соединения  
предоставляет более эффективный  
способ в управлении трафиком и  
распределении широких полос в пределах  
локальной сети, чем коммутаторы

совместно используемых коммутаторов данных  
или простые мосты для сетевых соединений.  
Коммутаторы локальных сетей работают как  
аппаратные средства, переключая пакеты  
на уровне данных (уровень 2 модели OSI),  
осуществляя обработку адресов управления  
доступом к коммутатору и выполняя простые  
функции табличной переадресации. Сети,  
основанные на использовании коммутаторов,  
способны обеспечивать более высокую  
пропускную способность, однако им  
по-прежнему свойственны проблемы,  
связанные с латентностью маршрутизации  
передачи и неадекватностью защиты  
безопасности. Маршрутизаторы, которые  
работают на сетевом уровне (уровень 3  
опорной модели OSI), по-прежнему  
необходимы для решения подобных проблем.  
Однако средства быстродействующей  
коммутации превосходят способности  
современных маршрутизаторов, создавая  
"узкие места". Традиционные средства  
передачи пакетов протокола IP, на которых  
базируется сеть Интернет, такие как  
IP-маршрутизатор, проявляют свою  
неадекватность. Маршрутизаторы являются  
программными устройствами, способными  
характеризуются ограниченной пропускной  
способностью по сравнению с новыми  
средствами коммутации. Для поддержки  
возрастающих потребностей трафика в  
большой сети и в Интернет  
IP-маршрутизаторы должны работать более  
быстро и с меньшими затратами.  
Кроме того, необходимый выбор качества  
обслуживания для поддержки возрастающих  
потребностей в мультимедийных приложениях  
и в задачах реального времени, включая,  
например, конференц-связи. Современный  
протокол управления передачей протокол  
Интернет (TCP/IP) не обеспечивает  
поддержку выбора качества обслуживания.  
Однако по мере того как прогрессивные  
функциональные возможности, требующие  
все большего числа типов трафика, вводятся  
в протокол IP, традиционные маршрутизаторы  
протокола IP все в большей степени  
оказываются недостаточными для  
применения в качестве средств пакетной  
передачи.  
Решом акционерной передачи (ATM)  
характеризуют собой высококачественную,  
масштабируемую, многоадресную  
технология, рекламируемую в настоящее  
время в качестве круглогодичной замены  
современных сетей, на использующих  
маршрутизаторы. ATM представляет собой  
высококачественную технологию пакетной  
передачи, несомненно отличающуюся от  
современных сетевых архитектур, таких как  
IP, что в настоящее время отсутствует  
простой путь внедрения данной технологии.  
ATM использует затруднения в эффективной  
коммутации существующего локального  
сетевых трафика ввиду его ориентированной  
на соединения архитектуры, что создает  
необходимость в дополнительной установке  
очень сложных непрограммируемых  
многоадресных протоколов. Такие протоколы  
создают очевидные проблемы непрерывно  
длительного времени установления соединения  
коммутируемого виртуального канала. Кроме  
того, обеспечение возможности  
пользователя TCP/IP передавать и  
принимать ATM трафик с использованием

RU 2 189 072 C2

RU 2 189 072 C2

коммутируемых виртуальных каналов требует  
применять более новые, непрограммируемые и  
чрезвычайно сложные протоколы. Эти  
протоколы не позволяют в приложениях  
задавать, реализуемых с использованием  
протокола TCP/IP, получить выгоду за счет  
процедуры выбора качества обслуживания  
для режима ATM, что влечет за собой очень  
большой объем непрограммируемых  
ресурсов для сетевых администраторов, не  
позволяя использовать ключевые  
преимущества ATM. Кроме того, многие из  
этих протоколов дублируют функциональные  
возможности хорошо установленного  
комплета протокола TCP/IP.  
Необходимость изучения этих сложных  
протоколов увеличивает затраты для  
внедрения средств ATM для сетевых  
администраторов, которые должны решать  
проблемы неадекватности в сети.  
Затруднения в продвижении ATM особенно  
очевидны в свете проверенного временем и  
опытного протокола IP, надежного  
поддерживаемого огромной и все  
возрастающей в размерах пользовательской  
базы, как это вытекает из популярности сети  
Интернет.  
С учетом неадекватности современных  
решений проблем поставших обслуживания  
разработаны новые сетевые архитектуры  
распределенной маршрутизации, однако эти  
архитектуры несут непоправимые потери  
затрат, дублируют функциональные  
возможности, обеспечиваемые протоколом IP.  
Такие архитектуры также приводят к  
увеличению сложности проблем для сетевых  
администраторов. Например, дублирование  
функциональных возможностей приводит к  
возрастающей нагрузке на функцию сетевого  
управления и может сделать выполнение  
сетевых задач весьма затруднительным.  
Очевидно, что необходима система,  
позволяющая избежать "узких мест" и  
увеличить способность сетевого управления.  
Кроме того, необходимо создать сетевую  
архитектуру, которая совместима с  
протоколом IP и исключает издержки  
дублирования.  
Сущность изобретения  
Настоящее изобретение относится к  
способу и устройству для динамического  
смещения между пакетной коммутацией и  
маршрутизацией эффективным образом,  
позволяющим обеспечить высокую  
пропускную способность при передаче  
пакетов в целях решения  
описанных выше проблем.  
В соответствии с одним из вариантов  
осуществления настоящее изобретение  
предоставляет способ передачи пакетов  
маршрутизации в узлах сети, причем узел  
нисходящего потока в сети, причем узел  
нисходящего потока находится в нисходящем  
потоке относительно узла восходящего  
потока. Способ предусматривает этапы  
установки по успешно виртуальному  
каналу между узлом восходящего потока и  
узлом нисходящего потока, и выполнение  
стадии по передаче пакетов в узле  
нисходящего потока, чтобы определить,  
принадлежит ли пакет к определенному  
потоку, который должен быть перенаправлен  
в узел восходящего потока. Способ также

включает выбор свободной метки в узле  
нисходящего потока и информирование узла  
восходящего потока о том, что последующие  
пакеты, принадлежащие к определенному  
потоку, будут передаваться с выбранной  
присвоенной свободной меткой.  
В другом варианте настоящее  
изобретение предусматривает способ для  
коммутации пакетов в первом узле, причем  
первый узел имеет линию связи нисходящего  
потока к второму узлу и линию связи  
восходящего потока к третьему узлу. Способ  
включает операции выполнения  
классификации пакетов в первом узле по  
первому пакету для определения того,  
принадлежит ли первый пакет к конкретному  
потоку, который должен быть перенаправлен  
в третий узел, выборе первой свободной  
метки в первом узле, информирования  
третьего узла, что последующие пакеты,  
принадлежащие к определенному потоку,  
будут передаваться с выбранной свободной  
меткой. Способ также включает выполнение  
классификации пакетов во втором узле по  
второму пакету для определения того,  
принадлежит ли второй пакет к  
определенному потоку, который должен быть  
перенаправлен к третьему узлу, выборе  
второй свободной метки во втором узле и  
информирования третьего узла о том, что  
последующие пакеты, принадлежащие к  
определенному потоку, будут передаваться с  
выбранной второй присвоенной свободной  
меткой. Способ функционирует таким  
образом, что конкретный пакет из восходящего  
линии связи может коммутироваться на  
уровне 2 первым узлом в нисходящую линию  
связи.  
В соответствии с другим вариантом  
осуществления настоящее изобретение  
предусматривает базовый коммуникационный  
блок в системе для передачи пакетов в сети.  
Базовый коммуникационный блок включает  
аппаратное средство коммутации и  
контроллер, связанный с аппаратным  
средством коммутации. Базовый  
коммуникационный блок включает также  
программное обеспечение на материальном  
носителе, которое обеспечивает базовую  
коммуникационную функцию осуществления  
динамического смещения между  
маршрутизацией пакетов посредством  
протокола IP уровня 3 и коммутацией на  
уровне 2 для оптимизации пропускной  
способности пакетного трафика.  
В соответствии с еще одним вариантом  
осуществления настоящее изобретение  
предусматривает базовый коммуникационный  
блок (шлюзовый блок) в системе для  
передачи пакетов в сети. Система содержит  
базовый коммуникационный блок, связанный с  
коммуникационным шлюзовым блоком через  
канал связи. Коммутируемый шлюзовый блок  
включает в себя контроллер шлюза и  
программное обеспечение. Контроллер  
шлюза содержит процессор, память и  
множество плат сетевых интерфейсов (NIC).  
Программное обеспечение на материальном  
носителе позволяет коммуникационному  
шлюзовому блоку передавать поток  
пакетов в базовый коммуникационный блок,  
чтобы обеспечить динамическое смещение  
между маршрутизацией и коммутацией  
пакетов для оптимизации пропускной  
способности трафика.

RU 2 189 072 C2

RU 2 189 072 C2



RU 2189072 C2

RU 2189072 C

RU 2189072 C

RU 2189072 C

RU 2189072 C

**RU 2189072 C**

**RU 2189072 C**

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2



другими элементами осуществляются настраиваемые. Основные функциональные компоненты аппаратных средств компьютеров 3 включают: периферийный сервисный, микроконтроллерный комплект, приемопередающий модуль. В принципе, периферийный сервисный, приемопередающий модуль, микроконтроллерный комплект обеспечивают системное управление АТМ компьютеров, и приемопередающий модуль обеспечивает интерфейс к базовой передаче и прием сигналов от физического уровня. В данном примере периферийный сервисный основан на комплекте микросхем АТМ компьютера MMC Netware ATMS 200, который выполняет

[illegible]

рывков платков обеспечивает возможность  
 отображать некоторые АТМ элементы  
 данных по мере необходимости. Счетчик  
 45 платков обеспечивает в коммутаторе  
 средство подсчета всех платков, проходящих  
 через входные и выходные порты. Шестидесяти  
 50 65, 117 и 118 являются адресами платков  
 в различных компонентах коммутатора.  
 Коммутатор. Микроконтроллерный комплекс  
 управляет в общей центральной процессорной  
 60 65 блоком 132, ПЗУ 134, флаппи-дискет 136,  
 контроллер 138 двенадцатичисловой памяти со  
 случайным доступом, односторонние  
 70 75 управляющие порты 140 и 142 и  
 выходящий блок 144. Центральная  
 процессорная блок 130 действует в качестве  
 микроконтроллера ПЗУ 134.  
 80 85 ПЗУ позволяет синхронизировать  
 коммутатор в себя полностью отображение  
 карты периферийных функциональных  
 90 95 средств переключения, служебных функций  
 памяти со случайным доступом 132  
 обеспечивает обычные функции ОСУ,  
 контроллер 138 (который может быть

контролере коммутиации (в которых можно было сделать по меньшей мере одно исполнение устройства коммутиации с помощью переключателя, который не поступает (этап 1650) от исполнительного устройства коммутиации на один из его интерфейсов по каналу, установленному для передачи сигнала по каналу, который не является мультиплексированным. Это означает, что в стр. 56 показана процедура, в которой контролер коммутиации после того, как प्राप्त порядок (этап 1640) от исполнительного устройства коммутиации, после того как प्राप्त порядок (этап 1650) от исполнительного устройства коммутиации, контролер коммутиации не должен поступать на этапе 1652. Как отмечено выше, классификация потока связана с определением того, что является ли поток, который поступает на контролера. Исходя из этапа 1652, контролер коммутиации определяет на этапе 1654, следует ли коммутировать поток, к которому относится поступающий сигнал, и если да, то контролер коммутиации определяет на этапе 1654, что поток не следует коммутировать, то контролер коммутиации не коммутирует поток, а вместо этого передает сигнал на контролер и затем создает следующий пакет (этап 1656 1650). Если контролер коммутиации

на фиг.8а представлены диаграммы, иллюстрирующие этапы, связанные с мернойвой потоком в ассоциированной системе узла (или узла системы узла) для системного узла, который представляет собой шлюзовую блок компьютерные или логические компьютеры (такой как узел 100, 102, 104, 106, 108, 110, 112, 114, 116, 118, 120, 122, 124, 126, 128, 130, 132, 134, 136, 138, 140, 142, 144, 146, 148, 150, 152, 200, 202, 204 на фиг.8а). Как начинается этап мернойвой потока (этап 190), системный узел выделяет связующую метку в ассоциированной системе узла (или узла системы узла) для сообщения "перекрестности" протокола IGRP в ассоциированной линии на этапе 200 (как показано пунктирной линией на этапе 202). Системный узел определяет, является ли сообщение для системного узла, который представляет собой базовый коммутирующий блок

микропроцессорных платах также иллюстрируются этапы 184, 198 и 199. Когда микропроцессор 180 получает сигнал от контроллера 182, то коммутирующий блок выбирает соответствующий метку в ассоциирующей линии на этапе 182. Контроллер коммутирующей системы базового сигнала 180 передает метку в ассоциирующей линии в промежуточную метку 184 в порте управления контроллера коммутирующей на этапе 184. На этапе 198 контроллер коммутирующей системы передает асинхронно средства управления в ассоциирующей линии в ассоциирующей метку 184 в ассоциирующей линии связи в метку 184 в порте управления. Контроллер коммутирующей системы осуществляет на этапе 199 передачу сигнала подтверждения приема протокола GSMSP от асинхронного средства управления, которое указывает, что отображение было успешным. После приема подтверждения базовый

коммуникационный блок осуществляет сообщение терминального протокола ИМРП по ассоциированной линии на этапе 200. После этапа 200, системный узел возвращается к этапу 176, как показано на фиг. 5б.

Фиг. 5б представляет диаграмму, иллюстрирующую этапы, осуществляемые при коммутировании потока в базовом коммутируемом блоке. На этапе 210 коммутируемый блок устанавливает связь с 150 коммутируемым блоком на фиг.5а. Как упомянуто выше, только системные узлы, представляющие собой базовые коммутируемые блоки, могут устанавливать связь с коммутируемым блоком. Когда на этапе 210 нечетается процедура коммутирования потока, контроллер коммутируемого в базовом коммутируемом блоке терминала на этапе 212 осуществляет протокол GSMR отображения меток в ассоциированной линии связи в метку у в исходящей линии связи. Метка у представляет собой метку, которую коммутируемый блок устанавливает относительно базового коммутируемого блока, прислав метку z. Разумеется, этот узел исходящий линии маршрутирует метку z на фиг.5а и ба, при этом сброшенная метка u выбирается на этапе 192. После этапа 212 контроллер коммутируемого в базовом коммутируемом блоке терминала на этапе 214 осуществляет протокол GSMR отображения меток в ассоциированной линии связи в метку v. Затем коммутируемый блок устанавливает полностью ассоциированный коммутируемый блок в базовом коммутируемом блоке. Затем базовый коммутируемый блок осуществляет пересылку пакета на этапе 176.

На фиг.6а представлены диаграммы, иллюстрирующие этапы, выполняемые при пересылке пакета в ассоциированной линии связи для этапа 176. Пересылка пакета на фиг.6а. Системный узел на этапе 218 запускает процедуру пересылки пакета. Если поток, к которому принадлежит пакет, не установлен в ассоциированной линии связи, то к системный узел передает пакет по виртуальному каналу, установленному по умолчанию в исходящую линию на этапе 220. Если связь установлена, то системный узел для соединения поступления пакета. Однако если поток, к которому принадлежит пакет маршрутирован в исходящей линии, указывающей на системный узел, ранее установленный в терминальном протоколе ИМРП для маршрутировки этого потока на время жизни, то системный узел на этапе 228 проверяет, не истекло ли время жизни соединения. Если время жизни истекло, то системный узел передает пакет по маршрутированному виртуальному каналу в сообщении на этапе 220. Если время жизни не истекло, то системный узел автоматически включает этап 224. Если время жизни истекло, то системный узел переходит в состояние соединения на этапе 182, как показано на фиг.5а.

На фиг.6б представлены диаграммы, иллюстрирующие этапы, выполняемые в общем отношении к ассоциированной системной линии

или узла (коммутиции) и не затрагивают информационные устройства коммутиции. См. fig.6-5 относится к взаимодействию узлов коммутиции, когда по меньшей мере один из узлов коммутиции имеет интерфейс, связан с базовым коммутиционным блоком, см. описание ниже.

На fig.6-6 представлена диаграмма, иллюстрирующая взаимодействие контроллера коммутиции при маршрутировании пакетов для пакетов, принимаемых от связанного информационного устройства коммутиции. Эта диаграмма показывает, что в 1660 маршрутирует пакет на fig.5d. На fig.6-6 показаны три сценария: когда пакет пакеты желательно передать на другой интерфейс информационного устройства коммутиции, являющегося источником, когда пакет пакеты желательно передать на интерфейс другого связанного информационного устройства коммутиции, т.е. являющегося адресатом, и когда пакет пакеты желательно передать на интерфейс другого связанного системного узла (или узла коммутиции), являющегося источником коммутиционный блок, являющийся блоком коммутиции или главным компьютером.

Как показано на fig.6-6, если пакет пакеты, принимаемых от связанного информационного устройства коммутиции, являющегося источником, желательно передать на другой интерфейс того же самого информационного устройства коммутиции (как определено на этапе 1660), то контроллер коммутиции (на этапе 1664) использует протокол IFMP-С для кодирования информационного устройства коммутиции, являющегося источником, и передает пакет пакеты на интерфейс другого связанного информационного устройства коммутиции, являющегося адресатом, принимаемых для данного пакета с соответствующим заголовком и преобразованием в интерфейс адресата другого связанного информационного устройства коммутиции.

Если пакет пакеты, принимаемых от информационного устройства коммутиции, являющегося источником, желательно передать на другой интерфейс того же самого информационного устройства коммутиции (как определено на этапе 1662), то на этапе 1668 определяется, не следует ли передать пакет пакеты на интерфейс другого связанного информационного устройства коммутиции, являющегося источником, и интерфейс информационного устройства коммутиции, являющегося адресатом. Если да, то контроллер коммутиции (на этапе 1668) выбирает свободную метку  $x$  в восходящей линии связи между контроллером коммутиции и информационным устройством коммутиции, являющимся источником, и передает пакет пакеты на интерфейс другого связанного информационного устройства коммутиции, являющегося адресатом, по метке  $x$  с соответствующим заголовком и преобразованием. Если нет, то контроллер коммутиции использует протокол GSPM для отбрасывания  $x$  у на этапе 1670. На этапе 1674 контроллер коммутиции использует протокол GSPM для отбрасывания  $x$  у на информационного устройства коммутиции, являющегося адресатом, чтобы направить пакет пакеты на интерфейс адресата по следующей метке, принимаемой с меткой  $y$  у соответствующего информационного устройства коммутиции, являющегося источником. На этапе 1676 контроллер коммутиции

использует  
конфигуриру-  
емому устройству  
источником  
пакетов пото-  
ка преобразо-  
ван-  
ных  
пакетов  
Если по-  
лученный  
используют  
являющегося  
передавать  
устройству  
адресата  
потока, то  
используют  
являющегося  
передавать  
используют  
или другой  
шлюзовой  
коммутации  
свободную  
между  
используют  
являющегося  
контроллер  
метки  
используют  
последующую  
контроллер  
GSMР для  
Не этапе  
используют  
конфигуриру-  
емому устройству  
источником  
пакетов  
затем  
На фич-  
нотрансфору-  
контроллер  
потока (нач-  
используют  
коммутацию  
интерфейса  
устройство  
принимает  
направляем  
устройство  
адресата,  
этапе 1702  
восходящей  
коммутации  
являющегося  
этапе 1704)  
тление ис-  
используют  
адресата  
используют  
х а у на  
контроллер  
IFMCP для  
устройство  
для направ-  
последующую  
принимает  
затем  
1710 контро-  
протокол IP  
узла вос-  
последующую  
Принимает  
описания пр-  
А. Пр

[illegible][illegible]

номер порта адреса (первый член байта в IP-адресе после IP-адреса) в качестве четвертого слова. Тип 2 представляет собой тип потока, который идентифицирует протокол, который идентифицирующий поток как содержащий пакеты, переносящие данные между станциями без определения принадлежности к конкретному процессу на принимающей стороне. Идентификатор потока для потока типа 2 имеет длину три 32-битовых слова. Формат идентификатора потока для типа 2 потока, указанный сокращенно, показан 220 на фиг. 7b. Идентификатор потока для типа 2 потока (ИП2), тип обслуживания, время жизни, протокол, порт адреса источника и адреса места назначения (адреса) из заголовка IP-пакета являются частью идентификатора для потока типа 2 тот же самый, что и для потока типа 1, без четвертого слова. Идентифицирующий характер идентификаторов потока типа 2 позволяет идентификатору позволить выполнять конкретные операции сравнения для IP-пакетов для облегчения классификации потока.

Идентификатор потока обслуживания обеспечивает возможность обрабатывать различные типы потока отдельно, в зависимости от типа потока. Потоки, например, трафик, как правило, имеют три типа обслуживания: трафик с высоким приоритетом, трафик с низким приоритетом и трафик с нормальным приоритетом. Идентификаторы потока, имеющие длительное время удержания, могут быть конфигурированы так, чтобы дублировались по мере возможности для обеспечения более высокой скорости. Для потоков короткой длительности или запросы в базе данных, обрабатываются по мере необходимости. Идентификаторы потоков по существу являются уникальными для каждого типа потока. Кроме того, каждый тип потока также определяет тип формирования пакета (инкапсуляцию), который должен использоваться для каждого типа потока. Тип потока определяет порядок, в котором тип потока будет передан передатчиком. Инкапсуляция для каждого типа потока может быть определена для различных технологий передачи. Например, в соответствии с рассмотренными вариантами осуществления системы используют инкапсуляцию для канала передачи ATM данных, детально описанную в документе 3GPP TS 26.104.

Идентификатор потока пакетов может быть связан с конкретной ATM меткой. В соответствии с рассмотренными вариантами осуществления метка представляет собой идентификатор потока, который используется для идентифицирования виртуального канала (VP/VC). Двухсловный меток для конкретного потока представляет собой множество меток для каждого типа потока. Идентификаторы используются в этом потоке. Предполагается, что виртуальные каналы являются идентифицируемыми, так что метка входящего потока может быть использована для указания порту, с которым он соединен. Разумеется, для вариантов осуществления, использующих другие технологии коммутации, такие как ретрансляция кадров, метки могут использоваться в качестве меток. Для вариантов осуществления с использованием быстросигнализирующей коммутации, идентификаторы пакетов могут использоваться для идентифицирования канала линии передачи

Как описано выше, классификация потоков является решением, применяемым на местном уровне. Если IP-пакет принадлежит к потоку, то он должен быть передан IP-пакет по каналу, установленному по умолчанию. Узел также классифицирует IP-пакет как принадлежащий к конкретному потоку, и, следовательно, передает пакет, и, следовательно, последующие пакеты, принадлежащие тому же самому потоку, коммутируются непосредственно в ATM-мультиплексор или передаются посредством мультиплексора. Таким образом, обеспечение маршрутизации в узле. Если применяется решение коммутировать поток пакетов, то узел выбирает для данного потока конкретный канал передачи, который он будет принимать пакет. Узел, который принял решение коммутировать поток, затем записывает метку, идентифицирующую поток и передает пакет с меткой. Метка, известная как "террадресация" (REDIRECT) протокола IFMP в восходящем направлении в предыдущем узле, от которого поступил пакет. Как описано выше, для каждого потока создается набор локальных заголовков, которые характеризуют поток. Время жизни определяет длительность времени, в течение которого действует решение коммутировать поток. Если время жизни потока не обновляется, связь между потоком и меткой должна быть отменена после истечения времени жизни. Истечение времени жизни должно быть отмечено в заголовке протокола IFMP. Таким образом, решение передачи, принадлежащее к потоку, будет передаваться по каналу передачи, установленному по умолчанию между соседними узлами.

Состояние потока обновляется путем передачи в восходящем направлении сообщения "террадресация", имеющего ту же самую метку, что и пакет, который был передан истощив, и имеющего другое время жизни. Сообщение "террадресация" указывает узлу восходящий линии передать все последующие пакеты, относящиеся к данному потоку, с идентифицирующей меткой, ассоциируемой с потоком, по виртуальному каналу, определенному меткой. Таким образом, определенное решение передает собой такое решение местного уровня, обрабатываемое узлом восходящего линии, в то время как решение о классификации потока является решением местного уровня, обрабатываемым узлом нисходящего линии. Соответственно даже если узел нисходящего линии запросит переадресацию конкретного потока, то решение, принятое на местном уровне, может принять решение принять или игнорировать запрос о переадресации. Кроме того, сообщение "террадресация" имеет в заголовке атрибут "террадресация", позволяющий по своему виртуальному каналу, служат для указания на канал переадресации пакетов.

В настоящее время алгоритм выбора IFMP для восходящего направления сообщения включает протокол библиотек IFMP и протокол переадресации IFMP. Протокол библиотек IFMP позволяет системному узлу "Host", который имеет доступ к виртуальному каналу (или шлюзовому блоку коммутации) определить идентифицирующие данные системного узла

не другом  
протокол  
секретности  
определении  
другом кон-  
объема пар-  
линии само-  
передатчик  
направить  
линии само-  
использует  
идентифика-  
другом кон-  
секретности  
Любое со-  
принимается  
секретности  
отбрасывается  
протокол  
описаны по-  
описания ре-  
Для  
предоставле-  
рассмотрен  
описывающ-  
передатчик  
использует  
конфигураци-  
представлен  
Примеры ре-  
механизма  
коммутиции  
близком 1 п-  
механизм про-  
выполнения  
коммутиции  
соединен уз-  
второго ште-  
уменьшено  
канал пере-  
передается  
35,5 килобит  
39 с. с учетом  
первого ште-  
через одну  
локальной  
обеспечении  
коммутиции  
выполняют  
содержание  
линии 33,4 (у-  
сетового и  
близком ком-  
интерфейса  
базовом ком-  
коммутиции  
средства АТ  
элементы  
интерфейса  
который за-  
направляет  
программиру-  
коммутиции  
Контроллер  
обычным о-  
уменьшено  
коммутиции  
шитаемым  
записью. Кро-  
базовом ком-  
классифика-  
определении  
платежи, при-  
вотому не  
Ротор.

[illegible]

1. Выход из ATM, или  
 2. Сформировать из пакета с  
 3. истекшим программным  
 4. обеспечением  
 5. программное обеспечение  
 6. системы принимает решение,  
 7. как коммутировать, то оно  
 8. по метке (метку  $x$ ) из  
 9.  $x$  (пространство меток  
 10. в простом определенном  
 11. адресе VPI/VCI) в адрес,  
 12. в котором примет пакет.  
 13. 14. Система также выбирает  
 15. метку  $x'$  на своем порте  
 16. для выделенного порта,  
 17. к коммутации соединен с  
 18. 19. С использованием  
 20. ставится  
 21. исполнение подает команду  
 22. коммутировать метку  $x$  на  
 23. в метку  $x'$  на порте  
 24. не того как коммутатор  
 25. обеспечивает подтверждение  
 26. GSMP-контроллеру  
 27. сообщение  
 28. 29. GSMP REDIRECT в  
 30. предыдущий узел (в  
 31. простом шлюзовом узле  
 32. от предыдущего поступил данный  
 33. "пересылка")  
 34. 35. Просто команду от  
 36. простого шлюзового узла  
 37. коммутации 21 передает  
 38. метку с полями заголовка,  
 39. соответствующими полям,  
 40. которые коммутатор  
 41. "использует" в виртуальном  
 42. канале той же связи  
 43. 44. Таким образом состояние  
 45. коммутации, процесс чем  
 46. 47. состояние коммутации  
 48. 49. связи между потоком и  
 50. "пересылка" должно  
 51. 52. по приводит к тому, что  
 53. 54. метки потока будут  
 55. 56. по умолчанию персонально по  
 57. 58. каналу, установленному по  
 59. 60. простому коммутационному  
 61. 62. каналу шлюзовым блоком  
 63. 64. простого блок коммутации  
 65. 66. в сообщении  
 67. 68. безразлично  
 69. 70. блоком 1, пакету,  
 71. 72. блоком 1, будут  
 73. 74. контроллере коммутации  
 75. 76. VPI/VCI. Пакеты будут  
 77. 78. в коммутационном  
 79. 80. обеспечении, но  
 81. 82. в результате того, что  
 83. 84. не используется для  
 85. 86. коммутационного метки  $x'$   
 87. 88. простому обеспечении,  
 89. 90. очевидно, что поток может  
 91. 92. не обязательно должен  
 93. 94. преимущества коммутации  
 95. 96. в ситуации, когда узел  
 97. 98. является примером второй  
 99. 100. же как своего потока. Когда  
 101. 102. простому блок 1  
 103. 104. первоначальный пакет,  
 105. 106. к которому шлюзовому  
 107. 108. 1) по установленному по  
 109. 110. каналу, то узел

исходящий линии (в данном случае второй шлюзовой блок коммутации 21) перемещаются пакеты и переключаются по обычным образом. Для пакета, принятого на него порта 1, второй шлюзовой блок коммутации 21 также выполняет классификацию потока и, в зависимости от своего локального условия в виде таблицы, следует ли коммутировать последующие пакеты, принадлежащие этому потоку, или переключать 21. Переключатель 21 переключает пакеты, принадлежащие второму шлюзовому блоку коммутации 21, принимая решение, что последующие пакеты, принадлежащие этому потоку, следует коммутировать, он передает свое сообщение о состоянии сообщения "переворачивается" (со свободной меткой у на его порта 1, идентификатором потока и временном жокее) в восходящую линию к базовому коммутационному блоку 1. Базовый коммутационный блок 1 может принять или игнорировать данный запрос о переключении. Если базовый коммутационный блок 1 принимает решение коммутировать поток, то системное программное обеспечение в контроллере коммутации базового коммутационного блока отобразит метку 1 на порта 1 и метку у на порта 1. Таким образом, пакет, который не переключается процедурой управления коммутацией, а непосредственно коммутируется на требуемый выходной порт аппаратных средств АТМ коммутатора. Соответственно, пакеты, принадлежащие к данному потоку, могут коммутироваться полностью в пределах аппаратных средств АТМ коммутатора базового коммутационного блока 1. Если пакет приходит от порта АТМ коммутатора базового коммутационного блока 1, к второй шлюзовой блок коммутации 21, использующий свою плату ответного интерфейса, принимает этот пакет по АТМ линии связи 33. Затем второй шлюзовой блок коммутации 21 перемещивает пакет и передает пакет свою плату ответного интерфейса по линии связи 35, а также по линии связи 35. Пользовательское устройство 41, для которого предназначается пакет, получает его на локальной сети 35 через плату ответного интерфейса 43 пользовательского устройства.

Если системный узел (в данном примере базовый коммутационный блок 1) принимает сообщение "переворачивается", он также изменяет инкапсуляцию, используемую для переиспользуемого потока. Вместо использования установленной инкапсуляции, используемой для IP-пакетов в установленном по умолчанию канале передачи, системный узел может использовать другой тип инкапсуляции в зависимости от типа потока. Таким образом, базовый коммутационный блок 1 инкапсулирует последующие пакеты, принадлежащие второму шлюзовому блоку коммутации 21, и передает их по определенному виртуальному каналу, указанному меткой у. Некоторые типы инкапсуляции могут удалить определенные пакеты из IP-пакета. Если эти пакеты удалены, системный узел, который выдает сообщение "переворачивается", замыкает порт и замыкает поля с определенными виртуальными АТМ каналами. В случае рассмотренного примера, если базовый

коммутационный блок 1 принимает сообщение "переворачивается", переключает второй шлюзовой блок коммутации 21, по базовый коммутационный блок 1 замыкает порт и замыкает поля с определенными виртуальными АТМ каналами, определенными меткой у. Аналогично, если базовый коммутационный блок 1 принимает сообщение "переворачивается", переключает первый шлюзовой блок коммутации 21, по второй шлюзовой блок коммутации 21 замыкает порт и замыкает поля с определенными виртуальными АТМ каналами, определенными меткой х. Пользователь может быть возмущен с использованием входящих меток для доступа к ресурсам. Этот способ обеспечивает определенную степень защищенности путем запрещения пользователям устанавливать коммутируемый поток в определенном месте трафика. Пункт обслуживания за пределами средства защиты и затем изменить заголовки IP-пакета для получения доступа к запрещенному месту назначения.

Каждый системный узел поддерживает таймер фонового восстановления. Если время таймера фонового восстановления истекло, то состояние каждого потока вычисляется. Если поток прерван трафиком в момент последнего периода восстановления, системный узел восстанавливает состояние потока путем выдачи сообщения "восстановление" (RECLAIM) в восходящую линию для восстановления узловой метки для повторного использования. Однако пока узел входящий линии не передат сообщение подтверждения "восстановление" (IFMP RECLAIM ACK), которое принимается узлом, передающим сообщение "восстановление", состояние потока не становится и метка не может быть повторно использована. Подтверждение приема сообщения "восстановление" обеспечивает запрошенную метку. Системный узел определяет, принял ли поток трафик, путем реализации метки в заголовке пакета от того, коммутировался ли пакет или нет. Для потоков, которые маркированы, но не коммутировались, контроллер системного узла анализирует состояние сообщения для проверки того, принял ли поток какой-либо трафик в предыдущий период восстановления. Для потоков, которые маркированы, но не коммутировались, контроллер системного узла запрашивает аппаратные средства АТМ коммутатора с использованием сообщения протокола GSMP, чтобы проверить, находится ли метка в активном состоянии скрининга. Соответственно, рассмотренным примером базовый коммутационный блок 1 контролирует трафик, чтобы проверить, был ли отобран данный конкретный поток из первого шлюзового блока коммутации 21 на порт управления базового коммутационного блока 1, или отобран с

первого шлюзового блока коммутации 21 на порт управления базового коммутационного блока 1. Если данный поток не принимал недавно трафика в предыдущий период обслуживания, то базовый коммутационный блок 1, порты переключаются по протоколу IFMP и удалит состояние потока, если только сообщение подтверждения IFMP RECLAIM ACK. Таким образом, второй шлюзовой блок коммутации 21 контролирует трафик, чтобы проверить, был ли отобран данный конкретный поток с порта управления базового коммутационного блока 1 на второй шлюзовой блок коммутации 21. Кроме того, пакеты с заголовком "восстановление", означающие соответствующим системным программным обеспечением, такое сообщение таймером фонового восстановления.

На фиг. 8а показан обменный трафик, был ли какой-либо поток отобран на него, главный коммутатор может передать сообщение "восстановление" и удалить состояние потока, если принято сообщение подтверждения IFMP RECLAIM ACK.

Как описано выше, протокол библиотек IFMP используется для установления синхронизации состояний, а также для идентификации оверлепов системных узлов и обмена IP-адресами. Для целей протокола библиотек IFMP системный узел имеет три возможных состояния для конкретной линии связи: SYNSENT (исходящее сообщение синхронизации), SYNRCVD (принятое сообщение синхронизации), ESTAB (синхронизация установлена). Синхронизация состояний в линии связи (когда системный узел достигнет состояния ESTAB для линии связи) требуется, прежде чем система сможет передать какое-либо сообщение переключением с использованием протокола переключений IFMP.

На фиг. 8а представлена структура обмена сообщения 300 протокола библиотек IFMP. Все сообщения протокола библиотек IFMP инкапсулированы в IP-пакете. На фиг. 8а показан обменный трафик, был ли какой-либо поток отобран на него, главный коммутатор может передать сообщение "восстановление" и удалить состояние потока, если принято сообщение подтверждения IFMP RECLAIM ACK.

Как описано выше, протокол библиотек IFMP используется для установления синхронизации состояний, а также для идентификации оверлепов системных узлов и обмена IP-адресами. Для целей протокола библиотек IFMP системный узел имеет три возможных состояния для конкретной линии связи: SYNSENT (исходящее сообщение синхронизации), SYNRCVD (принятое сообщение синхронизации), ESTAB (синхронизация установлена). Синхронизация состояний в линии связи (когда системный узел достигнет состояния ESTAB для линии связи) требуется, прежде чем система сможет передать какое-либо сообщение переключением с использованием протокола переключений IFMP.

после завершения "равного по положению" (314) в качестве пятитого 32-битового слова и последнего бита (316), представляющего собой поле переменного числа 32-битовых слов.

В сообщении протокола библиотек IFMP поле "оркод" 302 определяет версию протокола IFMP, используемую в данный момент времени. Поле "Op Code" 304 определяет функцию сообщения протокола библиотек IFMP. В рассмотренном варианте осуществления имеются четыре возможных кода, т.е. функции сообщения протокола библиотек IFMP: SYN (исходящее синхронизации, Op Code=0), SYNACK (исходящее подтверждение синхронизации, Op Code=1), RSTACK (исходящее подтверждение оверлепа, Op Code=2), ACK (исходящее подтверждение, Op Code=3). В каждом системном узле необходим таймер для переиспользования сообщения SYN, SYNACK, ACK. В рассмотренном варианте осуществления период таймера равен 1 с, но могут быть определены и другие длительности периода таймера. Если значение таймера истекло, и системный узел находится в состоянии SYNSENT, то системный узел образует таймер и передает сообщение SYN протокола библиотек IFMP. Если значение таймера истекло и системный узел находится в состоянии SYNRCVD, то системный узел образует таймер и передает сообщение SYNACK протокола библиотек IFMP. Если значение таймера истекло и системный узел находится в состоянии ESTAB, то системный узел образует таймер и передает сообщение ACK протокола библиотек IFMP. Контрольная сумма 306 представляет собой 16-битовое дополнение до единицы суммы дополнений до единицы следующих значений: поля адреса источника, адреса места назначения, протокола и общей длины сообщения протокола библиотек IFMP. Контрольная сумма 306 используется системным узлом для проверки ошибок.

При обмене сообщениями IFMP понятие "передающий" относится к системному узлу, который передает сообщение протокола библиотек IFMP, а понятие "равный по положению" относится к системному узлу, к которому передатчик передает сообщение протокола IFMP для линии связи.

В сообщении SYN, SYNACK, ACK протокола библиотек IFMP поле "номер" 308 представляет собой номер сообщения, который передатчик отправляет для линии связи. Указывая конкретный номер сообщения, номер сообщения представляет 32-битовое ненулевое число, для которого гарантируется его уникальность в пределах ближайшего прошлого, а в его значении, если линия или системный узел находится в состоянии отказа. Соответственно, каждая линия имеет свой собственный уникальный номер сообщения. Номер сообщения используется для определения того, когда линия вновь стала работоспособной после отказа, или когда идентифицировано по положению на другом конце линии сообщения. (Экземпляр передатчика 308 используется аналогично тому, как используется номер сообщения (SN) в протоколе TCP.) Для сообщения RSTACK протокола библиотек

передающего сообщение ACK протокола библиотек IFMP к равному по положению (показано как этап 352) и передатчик в состоянии 350 ESTAB. Передающий продолжает находиться в состоянии 350 ESTAB, пока не получит сообщение SYN или SYNACK протокола библиотек IFMP, или если удовлетворено условие В. Если условие В удовлетворено, когда передатчик находится в состоянии 350 ESTAB, то передатчик остается в состоянии 350 ESTAB и передает сообщение RSTACK протокола библиотек IFMP (показано как этап 356). Если же не удовлетворено условие В, то передатчик остается в состоянии 350 SYNSENT и передает сообщение RSTACK протокола библиотек IFMP (этап 356).

Если условие А удовлетворено, когда передатчик находится в состоянии 350 SYNSENT, то передатчик выполняет операцию обновления верификатора равного по положению и передает сообщение ACK протокола библиотек IFMP (этап 342) и передатчик переходит в состояние 350 ESTAB.

Как описано выше, протокол переключений IFMP используется для передачи сообщений переключением по линии связи, после того как система использовала протокол для идентификации другого системного узла на другом конце линии связи для достижения синхронизации состояний в линии связи. Любое сообщение переключением протокола IFMP, принятое в линии, которая еще не осуществила синхронизации состояний, должно быть отвергнуто. На фиг. 8а представлена обобщенная структура сообщения 380 протокола переключений IFMP. Подобно всем сообщениям протокола библиотек IFMP, все сообщения протокола переключений IFMP инкапсулированы в IP-пакете. На фиг. 8а показан обменный трафик, был ли какой-либо поток отобран на него, главный коммутатор может передать сообщение "восстановление" и удалить состояние потока, если принято сообщение подтверждения IFMP RECLAIM ACK.

Как описано выше, протокол библиотек IFMP используется для установления синхронизации состояний, а также для идентификации оверлепов системных узлов и обмена IP-адресами. Для целей протокола библиотек IFMP системный узел имеет три возможных состояния для конкретной линии связи: SYNSENT (исходящее сообщение синхронизации), SYNRCVD (принятое сообщение синхронизации), ESTAB (синхронизация установлена). Синхронизация состояний в линии связи (когда системный узел достигнет состояния ESTAB для линии связи) требуется, прежде чем система сможет передать какое-либо сообщение переключением с использованием протокола переключений IFMP.

IFMP экземпляр передатчика 308 устанавливается на значение поля 310 экземпляра равного по положению из входящего сообщения, которое обусловлено формированием сообщения RSTACK. В сообщении SYN, SYNACK, ACK протокола библиотек IFMP поле 310 экземпляра равного по положению представляет собой то, что передатчик считает текущим номером сообщения для равного по положению для данной линии. Если в передатчике не известен текущий номер экземпляра для равного по положению для данной линии, то поле 310 экземпляра равного по положению устанавливается в нуль. В сообщении RSTACK протокола библиотек IFMP поле 310 экземпляра равного по положению устанавливается на значение поля 308 экземпляра передатчика из входящего сообщения, которое вызвало генерирование сообщения RSTACK.

Для сообщения SYN, SYNACK, ACK протокола библиотек IFMP поле 312 идентификации равного по положению представляет собой IP-адрес равного по положению, который, как представляется для данного передатчика, находится на другом конце линии связи. Передатчик принимает IP-адрес, который находится в поле адреса источника IP-заголовка, инкапсулирован сообщении SYN или SYNACK, принятом передатчиком, и использует этот IP-адрес в поле 312 идентификации равного по положению в сообщении протокола IFMP, которое он передает. Если передатчик не имеет равного по положению на другом конце линии связи, поле 312 идентификации равного по положению устанавливается на нуль. Для сообщения RSTACK протокола библиотек IFMP поле 312 идентификации равного по положению устанавливается на значение IP-адреса поля адреса источника из IP-заголовка входящего сообщения, которое вызвало генерирование сообщения RSTACK.

Поле 314 следующего номера последовательности равного по положению дает значение поля следующего номера последовательности равного по положению, который передатчик ожидает получить в следующем сообщении протокола переключений IFMP. Если значение поля 314 следующего номера последовательности равного по положению во входящем сообщении подтверждения (ACK) протокола библиотек IFMP больше, чем значение равного по положению, то значение номера последовательности (и, следовательно, номер сообщения протокола переключений IFMP, переданного с порта, на который было принято сообщение ACK протокола библиотек IFMP), то линия должна устанавливаться в исходное состояние.

Поле 316 переноса адреса представляет собой перечень из одного или более IP-адресов, для которых передатчик поддерживает сообщение протокола библиотек IFMP. Перенос должен иметь по меньшей мере одну запись, которая идентифицирует источник IP-заголовка сообщения протокола библиотек IFMP. Содержимое списка IP-адресов не используется протоколом IFMP, а может предоставляться для протокола мультимедиа.

На фиг. 8а представлена диаграмма

иллюстрирующая работу системного узла после приема пакета с входящим сообщением протокола библиотек IFMP. После запуска системы системный узел принимает пакет с входящим сообщением протокола библиотек IFMP (этап 320). На этапе 322 системный узел определяет, является ли входящее сообщение протокола библиотек IFMP сообщением RSTACK. Если входящее сообщение протокола библиотек IFMP является сообщением RSTACK (например, сообщение SYN, SYNACK, ACK), то сообщение SYN, SYNACK, ACK, которое системный узел работает в соответствии с тем, как показано на рисунке, состояние на фиг. 8а. Если входящее сообщение протокола библиотек IFMP является сообщением RSTACK, то системный узел проверяет на этапе 324, соответствует ли значение экземпляра передатчика и IP-адреса источника из входящего сообщения, которое вызвало сообщение RSTACK, со значениями, записанными на предыдущем сообщении. Если значения соответствуют, то системный узел выполняет операцию обновления верификатора равного по положению. Для протокола библиотек IFMP операция обновления верификатора равного по положению осуществляется как записывание экземпляра передатчика и IP-адреса источника из сообщения SYN или SYNACK, принятого от равного по положению на конкретный порт. Если на этапе 324 значения не соответствуют, то системный узел на этапе 326, определяет, совпадают ли значения экземпляра равного по положению и идентификации равного по положению во входящем сообщении RSTACK со значениями экземпляра передатчика и IP-адреса источника, используемыми для всех сообщений SYN, SYNACK или ACK, переданных с порта, на который было принято входящее сообщение RSTACK. Если на этапе 326 совпадают, то значение значения соответствует, то системный узел на этапе 328 определяет, находится ли системный узел в состоянии SYNSENT. Если системный узел находится в состоянии SYNSENT, то системный узел осуществляет установку линии в исходное состояние на этапе 330. Если на этапе 328 значения не соответствуют, то системный узел не находится в состоянии SYNSENT, то системный узел на этапе 332 определяет, происходит ли другое событие. Соответственно, когда в системный узел приходит сообщение RSTACK протокола библиотек IFMP, системный узел устанавливает линию в исходное состояние, как показано этапами 334, 336, 338, 340 и 342. На этапе 344 системный узел генерирует новый номер экземпляра для линии. Затем системный узел на этапе 346 устанавливает верификатор равного по положению (т.е. устанавливает записываемые значения экземпляра передатчика и IP-адреса источника для равного по положению). На этапе 338 системный узел устанавливает номер последовательности для равного по положению в нуль. Затем системный узел передает сообщение SYN протокола библиотек IFMP на этапе 340 и на этапе 342 входит в состояние SYNSENT. Системный узел затем принимает другой пакет для его обработки.

На фиг. 8а представлена диаграмма

системного узла, иллюстрирующая работу переключателя системного узла, когда входящее сообщение протокола библиотек IFMP не является сообщением RSTACK. Для продолжения работы на фиг. 8а условие "да" относится к следующему состоянию: экземпляр передатчика и IP-адрес источника во входящем сообщении совпадают со значениями, записанными на предыдущем сообщении. Если значения не совпадают, то системный узел выполняет операцию обновления верификатора равного по положению. Для протокола библиотек IFMP операция обновления верификатора равного по положению осуществляется как записывание экземпляра передатчика и IP-адреса источника из сообщения SYN или SYNACK, принятого от равного по положению на конкретный порт. Если на этапе 324 значения не соответствуют, то системный узел на этапе 326, определяет, совпадают ли значения экземпляра равного по положению и идентификации равного по положению во входящем сообщении RSTACK со значениями экземпляра передатчика и IP-адреса источника, используемыми в настоящее время для всех сообщений SYN, SYNACK, ACK, переданных с порта, на который было принято входящее сообщение RSTACK. Если на этапе 326 совпадают, то значение значения соответствует, то системный узел на этапе 328 определяет, находится ли системный узел в состоянии SYNSENT. Если системный узел находится в состоянии SYNSENT, то системный узел осуществляет установку линии в исходное состояние на этапе 330. Если на этапе 328 значения не соответствуют, то системный узел не находится в состоянии SYNSENT, то системный узел на этапе 332 определяет, происходит ли другое событие. Соответственно, когда в системный узел приходит сообщение RSTACK протокола библиотек IFMP, системный узел устанавливает линию в исходное состояние, как показано этапами 334, 336, 338, 340 и 342. На этапе 344 системный узел генерирует новый номер экземпляра для линии. Затем системный узел на этапе 346 устанавливает верификатор равного по положению (т.е. устанавливает записываемые значения экземпляра передатчика и IP-адреса источника для равного по положению). На этапе 338 системный узел устанавливает номер последовательности для равного по положению в нуль. Затем системный узел передает сообщение SYN протокола библиотек IFMP на этапе 340 и на этапе 342 входит в состояние SYNSENT. Системный узел затем принимает другой пакет для его обработки.

На фиг. 8а представлена диаграмма

системного узла, иллюстрирующая работу переключателя системного узла, когда входящее сообщение протокола библиотек IFMP не является сообщением RSTACK. Для продолжения работы на фиг. 8а условие "да" относится к следующему состоянию: экземпляр передатчика и IP-адрес источника во входящем сообщении совпадают со значениями, записанными на предыдущем сообщении. Если значения не совпадают, то системный узел выполняет операцию обновления верификатора равного по положению. Для протокола библиотек IFMP операция обновления верификатора равного по положению осуществляется как записывание экземпляра передатчика и IP-адреса источника из сообщения SYN или SYNACK, принятого от равного по положению на конкретный порт. Если на этапе 324 значения не соответствуют, то системный узел на этапе 326, определяет, совпадают ли значения экземпляра равного по положению и идентификации равного по положению во входящем сообщении RSTACK со значениями экземпляра передатчика и IP-адреса источника, используемыми в настоящее время для всех сообщений SYN, SYNACK, ACK, переданных с порта, на который было принято входящее сообщение RSTACK. Если на этапе 326 совпадают, то значение значения соответствует, то системный узел на этапе 328 определяет, находится ли системный узел в состоянии SYNSENT. Если системный узел находится в состоянии SYNSENT, то системный узел осуществляет установку линии в исходное состояние на этапе 330. Если на этапе 328 значения не соответствуют, то системный узел не находится в состоянии SYNSENT, то системный узел на этапе 332 определяет, происходит ли другое событие. Соответственно, когда в системный узел приходит сообщение RSTACK протокола библиотек IFMP, системный узел устанавливает линию в исходное состояние, как показано этапами 334, 336, 338, 340 и 342. На этапе 344 системный узел генерирует новый номер экземпляра для линии. Затем системный узел на этапе 346 устанавливает верификатор равного по положению (т.е. устанавливает записываемые значения экземпляра передатчика и IP-адреса источника для равного по положению). На этапе 338 системный узел устанавливает номер последовательности для равного по положению в нуль. Затем системный узел передает сообщение SYN протокола библиотек IFMP на этапе 340 и на этапе 342 входит в состояние SYNSENT. Системный узел затем принимает другой пакет для его обработки.

На фиг. 8а представлена диаграмма

системного узла, иллюстрирующая работу переключателя системного узла, когда входящее сообщение протокола библиотек IFMP не является сообщением RSTACK. Для продолжения работы на фиг. 8а условие "да" относится к следующему состоянию: экземпляр передатчика и IP-адрес источника во входящем сообщении совпадают со значениями, записанными на предыдущем сообщении. Если значения не совпадают, то системный узел выполняет операцию обновления верификатора равного по положению. Для протокола библиотек IFMP операция обновления верификатора равного по положению осуществляется как записывание экземпляра передатчика и IP-адреса источника из сообщения SYN или SYNACK, принятого от равного по положению на конкретный порт. Если на этапе 324 значения не соответствуют, то системный узел на этапе 326, определяет, совпадают ли значения экземпляра равного по положению и идентификации равного по положению во входящем сообщении RSTACK со значениями экземпляра передатчика и IP-адреса источника, используемыми в настоящее время для всех сообщений SYN, SYNACK, ACK, переданных с порта, на который было принято входящее сообщение RSTACK. Если на этапе 326 совпадают, то значение значения соответствует, то системный узел на этапе 328 определяет, находится ли системный узел в состоянии SYNSENT. Если системный узел находится в состоянии SYNSENT, то системный узел осуществляет установку линии в исходное состояние на этапе 330. Если на этапе 328 значения не соответствуют, то системный узел не находится в состоянии SYNSENT, то системный узел на этапе 332 определяет, происходит ли другое событие. Соответственно, когда в системный узел приходит сообщение RSTACK протокола библиотек IFMP, системный узел устанавливает линию в исходное состояние, как показано этапами 334, 336, 338, 340 и 342. На этапе 344 системный узел генерирует новый номер экземпляра для линии. Затем системный узел на этапе 346 устанавливает верификатор равного по положению (т.е. устанавливает записываемые значения экземпляра передатчика и IP-адреса источника для равного по положению). На этапе 338 системный узел устанавливает номер последовательности для равного по положению в нуль. Затем системный узел передает сообщение SYN протокола библиотек IFMP на этапе 340 и на этапе 342 входит в состояние SYNSENT. Системный узел затем принимает другой пакет для его обработки.

На фиг. 8а представлена диаграмма



могут представлять собой IP-платей, который сам является интеллектуальной собственностью ИМР: предприятие с (или от) главным компьютером/сервером/рабочей станцией, на которых выполняется процесс отсылки программного обеспечения базовым компьютером/коммунальному блоку или шлюзовому блоку коммуникации.

Как описано выше, в основном варианты осуществления изобретения описаны три типа платей. Тип 0 платей, тип 1 платей, тип 2 платей. Тип 0 платей используется для изменения интеллектуальных IP-платей с установившимся по умолчанию. Тип 1 платей используется для приложения каталогов данных между приложениями программы, выполняемыми на станциях. Тип 2 платей используется для платей, перисущих каталогов между станциями, каталогов приложений, записи, которые могут выполняться на станциях.

В настоящем изобретении интеллектуальность, устанавливаемая по умолчанию для IP-платей в данных передачах АТМ данных представляет собой интеллектуальную, описываемую процедурой. Почтиное устройство данных, описываемое процедурой пароллерования (LCS/SPAR) как показано на фиг.10b, фиг.10b иллюстрирует IP-платей,

не осуществляется, если передатчикный узел не находится в состоянии SYN\_SENT, то передатчикный узел на этапе 592 отправляет входящее сообщение RSTACK и ожидает приема другого пакета. Если сообщение RSTACK не получено, то передатчикный узел устанавливает GSNMP, передатчикный узел устанавливает значение в исходное состояние, как показано на этапах 594, 596, 598, 600. На этапе 594 передатчикный узел генерирует новый номер заголовка для линки. Затем передатчикный узел на этапе 596 отменяет (т.е. устанавливает в нуль) запомненные значения полей заголовка передатчика, порта передатчика и имени передатчика, которые были запомнены в процессе операции

Порт применяемой устанавливается на нуль. Для сообщения RSTACK протокола близости GSPM порт 570 порта применяемой устанавливается на значение порта 570 порта принимающей. В сообщении RSTACK протокола близости GSPM, которое вызывает переадресацию сообщения RSTACK. Для сообщений SYN, SYNACK, ACK протокола близости GSPM порт 570 эмулятора применяется предоставляет собой тот, кто, как представляется, передаточному узлу, является текущим номером эмулятора, выделенным для линии узлом на другом конце линии передачи. Если в передаточном узле не известен текущий номер эмулятора на другом конце линии, то порт 570 эмулятора применяемой устанавливается на

не осуществляется, если передатчикный узел не находится в состоянии SYN\_SENT, то передатчикный узел на этапе 592 отправляет входящее сообщение RSTACK и ожидает приема другого пакета. Если сообщение RSTACK не получено, то передатчикный узел устанавливает GSNMP, передатчикный узел устанавливает значение в исходное состояние, как показано на этапах 594, 596, 598, 600. На этапе 594 передатчикный узел генерирует новый номер заголовка для линки. Затем передатчикный узел на этапе 596 отменяет (т.е. устанавливает в нуль) запомненные значения полей заголовка передатчика, порта передатчика и имени передатчика, которые были запомнены в процессе операции



KU 21890/2 C2

канальтер прерывается (показано значение 054).  
Затем происходит процесс установления соединения  
особым образом упрощенной сессии, в которой  
протокол GSPM, используемый для  
установления соединения виртуального канала,  
используется для установления соединения  
виртуального канала.  
Соединение определяется полем 634  
виртуального канала, которое является  
полем 640 "входной VCI", а выходная ветвь  
определяется полем 642 "выходной VCI".  
Полем 648 "выходной VPI" и полем 648  
"VCI" определяется виртуальный канал  
общественной доставки, иллюстрирующий  
работу ATM коммутирующей, который применяет  
общий процесс "удалить" перед  
установлением GSPM для виртуального канала.  
На этапе 650 контроллер коммуникации  
передает описание запроса "удалить"  
виртуального канала в виртуальный канал,  
который принимает ATM коммутирующую. ATM  
коммутирующая на этапе 652 определяет,  
существует ли в коммутирующей системе  
виртуальный канал, который соответствует  
полю 634 "входной VCI", полю 636 "выходной VPI"  
и полю 640 "выходной VCI" принятого  
описания запроса. Если виртуальный канал  
коммутирующей на этапе 652 определяется,

Еще одно сообщение управления созданием протокола GSNMP сообщение "переместить ветвь" используется для перемещения одной выходной ветви соединения виртуального канала с текущего выходного порта, выходного VPI и выходного VCI к новому выходному порту, новому VPI и новому VCI в том же самом

показана обобщенная диаграмма, иллюстрирующая работу АТМ коммутатора. Структура протокола GSPM позволяет проверить дерево протокола GSPM со стороны коммутации. На этапе 320 контроллер коммутации передает сообщение GSPM на коммутатор, который принимает АТМ коммутатор. АТМ коммутатор на этапе 732 определяет, существует ли в коммутаторе сообщение с указанным адресом. Если нет, то коммутатор 634 "холодной" портом, портом 638 "холодной" портом и портом 640 "холодной" VPI принятого сообщения запроса "протестирует дерево". Если сообщение не найдено, то коммутатор 634 такое сообщение в виртуальный канал не посылает, то есть на этапе 734 АТМ коммутатор "протестирует действующее дерево". Коммутатор 634 проверяет действующее дерево, чтобы узнать, действительно ли сообщение и адрес, указанные в сообщении, действительно есть в том, которое указано в поле 650 "число ветвей" принятого сообщения. Если сообщение действительно есть в коммутаторе на этапе 736, коммутатор не посылает сообщение, которое указано в поле сообщения, то указанная операция осуществлена успешно. Если сообщение не найдено, то коммутатор 634 посылает сообщение 638, портом 638 "холодной" VPI принятого сообщения.

630  
"но  
при  
соо  
про  
Рез  
уст  
мн  
"пр  
об  
"пр  
со  
"не  
вир  
"вс  
но  
со  
оп  
но  
вс  
оп  
но  
но  
кл  
ко  
"не  
ко  
кон  
зан  
GS  
ком  
оп  
со  
оп  
638  
при  
вс  
оп  
вир  
ком  
су  
вир  
из  
но  
но

RU 2189072 C2

25  
30  
35  
40  
45  
50  
55  
60

требований для сообщения ответа конфигурации всех портов с индической уполноты, то запись портов могут быть переданы в несколько ответов, соотносящих с индической уполнотой, которая присылает установленное максимальное значение.

Сообщения событий протокола GSMSP обеспечивают возможность для АТМ коммутировать и контролировать коммуникации об определении внешних событий. Как упоминалось выше, сообщения событий не подтверждаются. Сообщения событий могут иметь разные типы событий в зависимости от сложности внешнего события. Различные сообщения событий включат в себя сообщение "обычные работоспособности порта", сообщение "обычные работоспособности порта", сообщение "обычные работоспособности порта", сообщение "обычные работоспособности порта", сообщение "надеждаемость нового порта", сообщение "работоспособность нового порта", сообщение "заблокированного порта". Каждый порт коммутатора подтверждает номер последовательного события и набор данных событий (по одному файлу события на каждый тип сообщения). Если порт коммутатора передает сообщение события, он устанавливает следующий файл события на данный порт. Там самый порт не разрешает передавать сообщение другого события того же самого типа, пока соответствующий файл события не будет обработан функцией обработки сообщений сообщения управления портом протокола GSMSP. Использование файлов событий обеспечивает простоту управления потоком, предотвращая потерю информации коммуникации сообщением событий со стороны коммутатора. Номер последовательности события увеличивается по мере поступления порт инициализируется, и получает привнесенные виды раз, когда зафиксировано событие, уведомляющее сообщением события, обнаруживается на данном порту, независимо от того, передано ли сообщение события или нет. Текущий номер последовательности события включен в сообщения события для информирования контроллера коммуникации об успешном сообщении события передано или нет для данного порта, но о которых не было неправильно уведомление посредством сообщения события ввиду действия простого механизма управления событиями. Сообщение "обычные работоспособности порта" информирует контроллер коммуникации, что конкретный порт изменил свое состояние с работоспособности на работоспособности. Когда порт становится рабочим после своего соединения на его входной порт удалится (таблицы соединений) входного порта является незаполненной, и коммутатор принимает новый номер события. Сообщение "обычные работоспособности порта" информирует контроллер коммутатора, что конкретный порт изменил свое состояние с работоспособности на работоспособности. Сообщение "обычные работоспособности порта" информирует контроллера коммуникации о неисправности порта. Если коммутатор способен обнаружить отказ линии связи, то коммутатор передает сообщение "обычные работоспособности порта" для уведомления контроллера коммуникации о неисправности порта. Если один или более элементов АТМ данных проходит на входной порт с меткой VPI/VCI, которая в данный момент не присвоена выходящему порту, то коммутатор

сообщения» указывает длину (включая заголовок протокола IFMP-C) и не включает инкапсуляцию с использованием SNAP/LLC сообщения в байтах, в соответствии с оговоренным вариантом осуществления. Поле 1024 «идентификатор операции/идентификатор сообщения» содержит значение, идентифицирующее текущий эхограмматический сеанс/идентификатор передатчика. Эти значения обмениваются с использованием протокола безопасности IFMP-C, как описано выше. После приема сообщения от передатчика значение поля 1026 «эхограмматический идентификатор передатчика» сравнивается со значением локального эхограмматического идентификатора. Если значение поля 1026 «эхограмматический идентификатор передатчика» не совпадает, то пакет игнорируется приемником. Поле 1028 «идентификатор сеанса/идентификатор сообщения» равно по положению значению, идентифицирующему то, что передатчик представляет текущим эхограмматическим сеансом/идентификатор его равно по положению значению, идентифицирующему то, что передатчик представляет текущим эхограмматическим сеансом/идентификатор его равно по положению значению. Если значение поля 1028 «эхограмматический идентификатор передатчика» сравнивается со значением локального эхограмматического идентификатора в приемнике из протокола безопасности IFMP-C. Если эти эхограмматические не совпадают, то пакет игнорируется приемником. Поле 1030 «тип сообщения» содержит данные, специфицирующие для сообщения, как описано выше детально ниже для различных типов сообщений.

В поле 118 «заголовок сообщения» 1040 протокола безопасности IFMP-C, которое может содержаться в поле 1008 сообщения протокола IFMP-C инкапсулированного пакета 1020 протокола IFMP-C, содержится 15-битовое значение в поле 118, описанное 1040 протокола безопасности IFMP-C содержит (в порядке от старшего бита к младшему биту) следующие: поле 118 «битовый номер "версии", 8-битовое поле 1016 "тип сообщения", 8-битовое поле 1018 "код", 8-битовое поле 1020 "флаг", поле 1022 "идентификатор операции", поле 1024 "длина сообщения", 32-битовое поле 1042 "идентификатор передатчика", 32-битовое поле 1044 "идентификатор равного по положению", 18-битовое поле 1048 "тип передатчика" и 18-битовое поле 1048 "тип сообщения". Поле 1050 «тип передатчика» в виде следующего: 48 битов, поле 1052 «тип равного по положению» в виде следующего: 48 битов. При обнаружении сообщения передатчиком протокола безопасности IFMP-C, в под понятием «равный по положению» понимается узел, которому передатчик передает сообщение. Поле 1054 «тип безопасности IFMP-C» по отношению к передатчику равняется узлу, который передает сообщение протокола безопасности IFMP-C, в под понятием «равный по положению» понимается узел, которому передатчик передает сообщение. Поле 1056 «тип безопасности IFMP-C» по отношению к приемнику. Узел может представлять собой IFMP-C контроллер или IFMP-C инкапсулированное устройство.

В сообщении 1040 протокола безопасности IFMP-C поле 1014 «версия», поле 1018 «тип сообщения», поле 1018 «код», поле 1020 «флаг», поле 1022 «идентификатор операции» и поле 1024 «длина сообщения» являются теми же, как для общесоборного сообщения 1012, описанного выше со ссылкой на фиг.15b. Поле 1016 «тип сообщения» для сообщения



определяется на конкретное значение для обозначения конкретного типа сообщения протокола безопасности IFRM-C. В настоящее время в IFRM-C в SYN-поле (поле подтверждения синхронизации), RSTACK (сообщение подтверждения сброса), ACK (сообщение подтверждения сброса), поле 1042 (поле подтверждения) устанавливается на текущий номер заголовка сообщения, который является линией связи. Номер заголовка используется для обозначения того, когда одна сторона линии связи завершает передачу. Номер заголовка, который является линией связи, уникальным в пределах ближайшего прошлого и уникальным при передаче заголовка. Поле 1044 "номер равного по значению" устанавливается на значение, с тем, что, как представляется, передатчику, является текущим номером заголовка для удаленной стороны линии связи. Предварительно определенное значение может быть заархивировано для этой цели и не используется в качестве действительного значения. Поле 1046 "тип передатчика" устанавливает тип передатчика. Поле 1048 "тип передатчика" указывает тип IFRM-C узла (определенных типов) является IFRM-C контроллер и IFRM-C исполнительное устройство), и принимает сообщение протокола безопасности IFRM-C, то применяет срезаются поле 1048 "тип передатчика" в принятом сообщении с IFRM-C контроллером, который принимает сообщение IFRM-C контроллера с другим IFRM-C контроллером или сопряженным IFRM-C исполнительное устройство с другим IFRM-C исполнительное устройство. Если типы одинаковы или являются неопределенными, то сообщение игнорируется. Если типы являются взаимно дополняющими (один из них является IFRM-C контроллером, а другой IFRM-C исполнительный устройством), то синхронизация осуществляется. Поле 1048 "интервал ACK" устанавливается IFRM-C контроллером на значение, которое представляет предельный интервал подтверждения (ACK). IFRM-C исполнительное устройство использует интервал ACK в качестве значения для подтверждения для сообщения протокола безопасности. При передаче сообщения протокола безопасности IFRM-C соответствующее исполнительное устройство устанавливает поле 1048 "интервал подтверждения" на значение, которое является предварительно определенное значение, например 0, в конкретном актире осуществления, которое игнорирует IFRM-C контроллер. Поле 1050 "тип передатчика" устанавливается на значение, которое является операционным типом устройства (например, адрес MAC (контроллера доступа к среде), адрес (он не имеет), которое является IFRM-C контроллером, который равен по значению устанавливается передатчиком на значение, которое, как вы

представляется, является именно равного по возможности узла на другом конце линии связи. Передающий устанавливает поле 1062 типа сообщения в соответствии с значением, определенное значением, например 0 в конкретном варианте осуществления, для конкретной ситуации, когда имя равного по возможностям узла не передано. В другом варианте осуществления выше, протокол безопасности IFMPC используется для установления синхронизации состояний в линии, обеспечивающей прием сообщений и IFMPC содержащий три состояния и IFMPC содержит три состояния, в таком для идентификации изменений состояния линии передающего узла на другом конце линии связи. Каждая сторона линии устанавливает состояние, которое может быть протокола безопасности IFMPC существуют три возможных состояния для конкретной линии связи: SYNSENT (сообщение синхронизирующее сообщение SYN отпущено), ESTABLISHED (синхронизация принята), ESTAB (синхронизация принята). Синхронизация состояний в линии (при установлении соединения) осуществляется путем переговоров должны быть в состоянии ESTAB) требуется, прежде чем IFMPC-контроллер и IFMPC-интеллектуальное устройство смогут передать сообщение подтверждения.

Для протокола безопасности IFMPC существуют два типа событий, которые могут вызвать изменение состояний: события, инициированные интеллектуальным устройством, или изменения состояний инициируются на фиг.16б, на которой показана диаграмма состояний, иллюстрирующая работу передающего узла (протокольный контроллер) для передачи сообщения на интеллектуальное устройство за три возможных состояния протокола безопасности IFMPC-. IFMPC-контроллер устанавливает интервал таймера в IFMPC интеллигентно устройство, чтобы инициировать "интервал ACK на конкретное значение, например 1, в конкретном варианте осуществления. Разумеется, в других вариантах осуществления могут использоваться другие интервалы таймера. В каждом узле необходим таймер для периодического генерирования ассоциированный проток безопасности IFMPC-SYN, SYNACK, ACK, как описано ниже.

События, вызванные таймером, для протокола безопасности IFMPC-рассмотрены ниже. Как показано на фиг.16б, по истечении интервала таймера, который установлен в пакете 1, когда передающий узел находится в состоянии 1060 SYNSENT, передающий узел отправляет таймер и посылает сообщение подтверждения (например, сообщение 1062). Это действие (показано пунктирной линией) выполняется только IFMPC-интеллектуальное устройство, которое инициирует событие, которое инициируется путем парадокс имеет SYN в соответствии с конкретным вариантом осуществления. По истечении времени таймера, когда передающий узел находится в состоянии 1060 SYNSENT, передающий таймер, без передан пакета SYN. По истечении установленного времени таймера, когда передающий узел находится в состоянии 1060 SYNSENT, передающий таймер и посылает сообщение подтверждения безопасности IFMPC- SYNAK

позволено (см. 1056). По истечении установленного времени таймера, когда передатчик узла находится в состоянии 1084, ESR определяет, что таймер истек, и посылает сообщение протокола безопасности IFMP-С ACK (позволено см. 1070). Для биоконтроля во времени протокола безопасности IFMP-С стороны линии связи должны установить лениво состояние 1084 и перейти в состояние SYNSENT, если не проходит время через предельно определенное число (например, три секунды) с момента приема сообщения IFMP-С ACK от другой стороны линии связи. Когда IFMP-С дополнительное устройство биоконтролируется во времени, оно должно установить лениво состояние 1084 в его значении, установленное по умолчанию.

Помимо обсужденных выше переходов обусловленных таймером, переходы обусловленные протоколом безопасности IFMP-С вызваны событиями протокола безопасности IFMP-С. Когда сообщение протокола безопасности IFMP-С поступает в узел, то устанавливается определенное действие, зависящее от типа сообщения, типа сообщения, содержания сообщения и типа сообщения, соответствия с протоколом безопасности IFMP-С осуществляются следующие операции: операция "принимать" и операция "отказываться" сообщениям равной линии. Каждое событие протокола безопасности IFMP-С сохраняет состояние, которое определяет эмулятор и имеет равное по значению значение (т.е. эмулятор и имя равного по положению на удаленном конце линии связи). Операции обуславливания равного по положению сообщения позволяют состояние равного по положению сообщения установить в состояние передатчика на самого последнего принятого сообщения протокола безопасности IFMP-С. При перезапуске синхронизации операция "принимать" сообщения равной линии эмулятор для посылки стороны линии связи и удалит состояние равного по положению путем установления эмулятора и имени равного по положению в нуль.

Для последующего описания рассмотрим на рис.16б условные "X" и "Y" означают следующим образом: поля "эмулятор равного по положению" и "имя равного по положению" сообщения, которые совпадают с локальными значениями эмулятора и имени, связанными с линией связи. Условные "X" определяется следующим образом: "принимать" передатчика" и "имя передатчика" во входящем сообщении совпадают со значениями эмулятора передатчика и имени передатчика соответственно. Условные "Y" означают, что передатчик узла принимает входящее сообщение, которое совпадает с локальным значением эмулятора и имени равного по положению и имени равного по положению и имени равного по положению. На рис.16б условные "A" означают, что передатчик узла принимает входящее сообщение, которое совпадает с локальным значением эмулятора и имени равного по положению и имени равного по положению, но условные "B" означают, что передатчик узла не принимает входящее сообщение SYNAACK протокола безопасности IFMP-С, и условные "C" означают, что передатчик узла не принимает входящее сообщение ACK протокола безопасности IFMP-С, и условные "X" и "Y" означают, что передатчик узла принимает входящее сообщение ACK протокола безопасности IFMP-С.

или что условие "X" или "XU" не удовлетворено. Условие "E" означает, что передающий узел принимает входящее сообщение RSTACK протокола бланкетной связи, и что условие "X" и "XU" удовлетворены. Условие "X" и "XU" удовлетворены, если условие "E" означает, что передающий узел принимает входящее сообщение RSTACK протокола бланкетной связи, и что условие "X" и "XU" не удовлетворены. Условие "G" означает, что передающий узел принимает сообщение SYN или сообщение SYNACK протокола бланкетной связи, и что условие "X" удовлетворено. Если условие "E" не выполняется, то передающий узел принимает сообщение SYN или сообщение SYNACK протокола бланкетной связи, и что условие "X" не удовлетворено.

Если условие "E" не выполняется, когда узел находится в состоянии 1080 SYNSENT, то передающий узел выполняет операцию сброса равного по положению и передает сообщение SYNACK протокола бланкетной связи RSTACK протокола бланкетной связи (показано этапом 1072). Затем передает сообщение SYNSENT 1080, но не передает сообщение SYNACK протокола бланкетной связи RSTACK протокола бланкетной связи (показано этапом 1074). Если условие "E" выполняется, когда узел находится в состоянии 1080 SYNSENT, то передающий узел выполняет операцию сброса равного по положению и передает сообщение SYNACK протокола бланкетной связи RSTACK протокола бланкетной связи (показано этапом 1072). Если условие "E" не выполняется, когда узел находится в состоянии 1080 SYNSENT, то передающий узел выполняет операцию сброса равного по положению, передает сообщение SYNACK протокола бланкетной связи RSTACK протокола бланкетной связи (показано этапом 1074) и переходит в состояние ESTAB 1088.

Если условие "E" выполняется в состоянии SYNRCVD 1084, то всемогущий реальный пользователь может инициировать сброс. Если условие "E" не выполняется, когда узел находится в состоянии SYNRCVD 1084 и принимает входящее сообщение SYN протокола бланкетной связи RSTACK протокола бланкетной связи (показано этапом 1070), то передающий узел выполняет операцию сброса равного по положению и передает сообщение SYNACK протокола бланкетной связи RSTACK протокола бланкетной связи (показано этапом 1072). Если условие "E" выполняется в состоянии SYNRCVD 1084, если условие "E" не выполняется в состоянии SYNRCVD 1084, то передающий узел остается в состоянии SYNRCVD 1084, но не передает сообщение SYNACK протокола бланкетной связи RSTACK протокола бланкетной связи (показано этапом 1078). Если условие "E" удовлетворено, когда узел находится в состоянии SYNRCVD 1084, то передающий узел выполняет операцию сброса равного по положению и передает сообщение SYN протокола бланкетной связи RSTACK протокола бланкетной связи (показано этапом 1070).

ИМРС-С (позывной код 1082) и передает из состояния SYNRCVD 1084 в состояние SYNSENT 1060. Если условие А удовлетворено, когда узел находится в состоянии SYNRCVD 1084, то узел выполняет операцию обнуления равного по положению, передает сообщение ACK протокола безопасности ИМРС-С (позывной код 1078) и переходит из состояния SYNRCVD 1084 в состояние ESTAB 1068. Если условие С удовлетворено, когда узел находится в состоянии SYNRCVD 1084, то передающий узел передает сообщение ACK протокола безопасности ИМРС-С (позывной код 1078) и передает период из состояния SYNRCVD 1084 в состояние ESTAB 1068.

Если узел находится в состоянии ESTAB 1068, то узел выполняет операцию обнуления равного по положению, как показано на фиг.16б, если условие D или H удовлетворено при нахождении в состоянии ESTAB 1068, передающий узел остается в состоянии ESTAB 1068, а принимающий узел RSTACT протокола безопасности ИМРС-С (позывной код 1088). Если условие F удовлетворено, когда узел находится в состоянии ESTAB 1068, то узел остается в состоянии ESTAB 1068, а принимающий узел передает сообщение SYN протокола безопасности ИМРС-С (позывной код 1086) и передает из состояния ESTAB 1068 в состояние SYNSENT 1060. Если условие G удовлетворено при нахождении узла в состоянии ESTAB 1068, то передающий узел передает сообщение ACK протокола безопасности ИМРС-С (позывной код 1086) и передает в состояние ESTAB 1068. Когда узел на свой срок истечения связи не должен передавать более одного сообщения ACK протокола безопасности ИМРС-С, гарантирующего прирост пакета, на период, соответствующий с конкретным вариантом сообщения.

Состояние интереса ИМРС-С может сохраняться в поле "состояние" 1006 в записи 1000, связанной с записью 1000 протокола ИМРС-С, показанного на фиг.15а. Как упомянуто выше, после того как синхронизация линии установлена, состояние интереса ИМРС-С используется для обнаружения конфликта интересов ИМРС-С исполняющего устройства. В конкретном варианте осуществления состояние интереса ИМРС-С используется для обнаружения конфликта интересов, сообщения запроса и соответствующего ответа, сообщение сбросов, сообщения интереса, сообщения запроса и ответа конфигурирования интереса, сообщение сбросов конфигурирования интереса, сообщения интереса, сообщения запроса к интерфейсу протокола ИМРС-С имеет специфические значения в поле 1016 "тип сообщения". Разумеется, в поле 1016 могут быть использованы и другие, дополнительные сообщения или сообщения, выполняющие сходные функции.

Состояние запроса первого интерфейса ИМРС-С может использоваться для обнаружения сбросов элементов интерфейса исполняющего

для определения того, какие интерфейсы доступны на IFMP-С интеллектуальном устройстве. На фиг.17а и 17б представлены структуры сообщений запроса и ответа соответственно. В сообщении запроса, показанном на фиг.17а, сообщение запроса перечня интерфейсов 1100 имеет общий формат, который был описан ранее. В сообщении ответа, показанном на фиг.17б, перечислено 1030 "только сообщения" содержимое поля 1112 "следующий идентификатор" (идентификатор, используемый для координации в последующих сообщениях), представляющих собой 32-битовое значение, возвращаемое из предыдущего ответного сообщения перечня интерфейсов. Поле 1112 "следующий идентификатор" используется для получения следующего перечня идентификаторов, которые занимают более одного сообщения. Значение поля 1112 "следующий идентификатор" равно 0, что указывает на то, что IFMP-С интеллектуальным устройством, для обеспечения возможности следующего сообщения запроса осуществлять продолжение перечня интерфейсов из предыдущего сообщения. Предельно определенное значение, например, в конкретном варианте осуществления, используется для указания на то, что сообщение 1100 закончилось с начала. Если сообщение запроса перечня интерфейсов имеет флаг PLEASЕ\_AСK, установленный в его поле 1104, то IFMP-С интеллектуальное устройство возвращает сообщение ответа 1114 перечня интерфейсов (фиг.17б) с его полем 1020 "флаг", установленным на флаг подтверждения. Если же, установленный на предельно определенное значение (например, 0 в конкретном варианте осуществления), указывающее отсутствие ошибок, так что сообщение 1114 перечня интерфейсов "идентификатор" в сообщении ответа 1114 32-битовое значение, возвращаемое из части "следующий идентификатор" равно 0, то все интерфейсы перечислены. Если значение не равно 0, то это значение используется для указания на место для следующего сообщения перечня интерфейсов для получения остальных интерфейсов. IFMP-С интеллектуальное устройство призывает следующий интерфейс 1100, который является следующим интерфейсом, который используется в других сообщениях протокола IFMP-С для солю на конкретный интерфейс. Отвечное сообщение 1114 перечня интерфейсов, показанное на фиг.1118 "идентификатор 1 интерфейсов" и поле 1120 "идентификатор 2 интерфейсов" и т.д. все идентификаторы для каждого интерфейса на IFMP-С интеллектуальном устройстве, которые являются перечислены в ответном сообщении.

Если запрос перечня сообщений был неуспешным, то IFMP-С интеллектуальное устройство инициирует повторный запрос перечня интерфейсов, которое содержит заголовок протокола IFMP-С. В сообщении ошибок перечня интерфейсов флаг NACK установлен в поле 1018 "флаг" для обозначения прерыва.

[illegible]

автоматического согласования может быть установлен в поле 1142 "Поддерживаемые скорости", если интерфейс поддерживает автоматическое согласование установок скорости, т.е. если текущая скорость установки текущую скорость согласования превышает заданный порог, то интерфейс согласуется с текущей скоростью. Если интерфейс находится в режиме автоматизации, то текущая скорость устанавливается в значение "текущая скорость", и флаг автоматического согласования установлен в поле 1142 "Поддерживаемые скорости". Кроме того, в поле 1134 "Запрос на интерфейс" интерфейс также содержит 32-битовое поле 1146 "Поддерживаемый дуплексный режим" (указывающее скорость дуплексного режима интерфейса), в том числе в полудуплексном режиме, полностью дуплексном режиме и режиме автоматического согласования при установке дуплексного режима. Если поле 1146 не установлено, то интерфейс, поддерживающий более одной дуплексной скорости (установки), и 32-битовое поле 1146 "Текущий дуплексный режим" устанавливается в значение "дуплексный режим", если интерфейс находится в режиме автоматического согласования, то поле 1146 устанавливается в значение "дуплексный режим". Кроме того, сообщение 1134 также на запрос к интерфейсу также содержит 32-битовое поле 1150 "Идентификатор порта интерфейса" (указывающий физический порт, который поддерживает интерфейс на ГИМ, или интеллектуальном устройстве), 32-битовое поле 1152 "Идентификатор порта интерфейса" (идентифицирует физический порт, который поддерживает интерфейс на ГИМ, или интеллектуальном устройстве), 16-битовое поле 1154 "Флаг интерфейса" и 16-битовое поле 1156 "Статус интерфейса". Поле 1154 "Флаг интерфейса" определяет, установлен ли интерфейс конфигурируется на аппаратном интерфейсе, причем каждый флаг указывает разное состояние (например, интерфейс принадлежит к работоспособному состоянию интерфейса, интерфейс не принадлежит к работоспособному состоянию интерфейса, интерфейс принимает все групповые пакеты и т.п.). Поле 1156 "Статус интерфейса" указывает текущую информационный статус (например, трафик передается по интерфейсу, трафик не передается по интерфейсу или свел на нет интерфейс, состояние работоспособности интерфейса в связи с линией, которая не поддерживает интерфейс, интерфейс не работает (FMR-3 контроллер)). Кроме того, сообщение 1134 также на запрос к интерфейсу также содержит 32-битовое поле 1158 "Имя интерфейса мета прием" и 32-битовое поле 1160 "Максимальная мета прием". Поле 1158 "Имя интерфейса мета прием" и 32-битовое поле 1162 "Имя интерфейса мета передатчик" и 32-битовое поле 1164 "Имя интерфейса мета передатчик". Если интерфейс не поддерживает передачу, то поле 1158 "Имя интерфейса мета прием" и 32-битовое поле 1160 "Максимальная мета прием" соответственно указывают минимальный и максимальный значения виртуальной скорости, по которому интерфейс может осуществлять прием. Если интерфейс является АТМ интерфейсом, то поле 1162 "Имя интерфейса мета передатчик" и 32-битовое поле 1164 "Имя интерфейса мета передатчик" соответственно указывают минимальный и максимальный значения виртуальной скорости, по которому интерфейс может осуществлять передачу.

определенной длины и поле 1230 "данные преобразования".

Полн. преобразование на стр. 15а (иные, чем описанные на стр. 15а) полн. описание заголовка протокола IGRP-CP, обобщенное. Присвоение IGRP-CP исполняющего устройства и посылка сообщения о состоянии переноса интерфейсов протокола IGRP-CP полн. "идентификатор внешнего интерфейса" 1201 указанным образом идентифицирует интерфейс, к которому относится входящая ветвь. Поле 1202 "входное предвидение", в конкретном варианте осуществления представляет собой 16-битовое значение. Из заголовка, обозначающего предвидение, присвоенное ветви. При сравнении входящих сообщений с сообщениями, имеющими данное предвидение, сравниваются значения первых. Если более одного элемента имеет адресованное предвидение, то IGRP-CP инициирует установку ветви, которая имеет самую низкое предвидение ветвей для пересылки пакета. Поле 1204 "входные фрагменты", используемое для входящей ветви, и поле 1205, указывающее на конкретный фрагмент для обозначения конкретного действия,

которые должны быть предприняты, если паваты составлены с теми периодическими узлами. Примером такого узла, образованного таким файлом, могут служить следующие: "передача управления вниз". Поиск на следующем уровне предоставляет возможность выбора, вместо записывания, "отбрасывание" - игнорирование всех паватов, которые составлены с теми узлами. После выбора "идентификация" узлы представляются уникальным образом идентифицирует интерфейс, предназначенный для использования для передачи павата. Реализация поля 1205, которое может быть заархивировано для использования в будущем, в конкретном варианте осуществления может быть установлено, представляя узлы в файле, которые являются применимым узлом, если это поле не используется. Поле 1210 "длина ключа", представляющее собой в конкретном варианте осуществления 8-битное число без знака, определяет длину поля 1224 "данные входного ключа" и поля 1226 "данные выходного ключа" в файле. Поле 1228 "длина выходного запятой" в файле, представляющее собой в конкретном варианте осуществления 8-битное число без знака, определяет длину поля 1228 "данные выходного запятой" в файле. Поле 1230 "длина удаления", представляющее собой 8-битное число без знака, определяет число байтов для удаления от начала павата. Например, как применяемое, приведенное узлы из поля 1230 "данные преобразования".

Пол 1216 "тип преобразования" определяет тип модификации (перенос, не модифицирует, преобразовать IP-пават в IPMP-пават или 1-IP-пават в IPMP-пават или 2-IPMP-пават или в IP-пават, или IPMP-пават или 2-IPMP-пават в IP-периссылку, усечение павата или иные изменения), которые должны быть осуществлены перед передачей павата. Например, тип преобразования может использоваться для того, чтобы преобразовать

интерфейсы, не осуществляют связи с воздушным каналом, как определено в запросе; другая ветвь сообщений с тем же воздушным каналом, как определено, не существует.

На фиг. 18а показана структура сообщений запроса 1300 "термистмический переход" протокола IFMPC, содержащая многие из полей, описанных на этой странице на фиг. 18а. Формат сообщения 1300 запроса "термистмический переход" представляет собой общий формат, причем разные сообщения со ссылкой на фиг. 15а, причем поле 1030 "теплоотдающий" указывает на тип сообщения. Поле 1201 "идентификатор воздушного интерфейса", поле 1202 "воздушное предвещание", поле 1204 "воздушные флаги", 32-битовое поле 1303 "настройка старшего воздушного интерфейса", 48-битовое поле 1304, 8-битовое поле 1210 "длина слова", 8-битовое поле 1388 "длина старого выходного запаса", 8-битовое поле 1310 "длина данных удаления", 8-битовое поле 1312 "старый тип преобразования", 8-битовое поле 1314 "длина старых данных преобразования", 32-битовое поле 1318 "длина старого устройства обслуживания", 32-битовое поле 1320 "идентификатор нового выходного интерфейса", 32-битовое резервное поле 1322, 8-битовое поле 1324 "длина нового устройства обслуживания", 8-битовое поле 1328 "новый тип преобразования", 8-битовое поле 1330 "длина новых данных преобразования", 32-битовое поле 1334 "длина нового устройства обслуживания", поле 1224 "воздушные данные слова" предназначены для определенной длины слова, поле 1228 "маска воздушного слова" предназначены для определенной длины слова, поле 1340 "данные старого выходного запаса" предназначены для определенной длины, поле 1342 "старые данные преобразования" предназначены для определенной длины, поле 1344 "новые данные преобразования" предназначены для определенной длины, поле 1348 "новые данные преобразования" предназначены для определенной длины. Многие из этих полей являются новыми, но со ссылкой на фиг. 18а, а другие из полей сообщения запроса 1300 "термистмический переход" легко понять, учитывая то, что значения полей, определяющие выходные данные старой ветви, являются значениями полей, определяющих выходные данные новой ветви, занимающей место старой ветви.

Если сообщение запроса "термистмический переход" протокола IFMPC имеет флаг PLEASE\_ACK, установленный в его поле 1020 "длин", и операция осуществления ссылки от IFMPC к устройству установившему устройство осуществляет ответное сообщение "термистмический переход" протокола IFMPC, которое имеет тот же формат 1260, что и ответное сообщение "универсальный IFMPC" протокола IFMPC, описанное на фиг. 18а, с флагом ACK, установленным в его поле 1020 "длин", и с полем 1018 "код", установленным на предельно возможное значение, указывающее на отсутствие ошибок. Если сообщение запроса "термистмический переход" безуспешно, то IFMPC-соединяющее устройство возвращает сообщение, указывающее на ошибку, которое представляет собой другой

RU 2189072 C2

явл  
ют  
и  
IFM  
во  
ис  
во  
уст  
ис  
Во  
гот  
во  
со  
ис  
сп  
ид  
IFM

U 2189072 C2

RU

отсу  
отве  
про  
фор  
на  
103  
"иде  
120  
"вхо  
вхо  
реж  
ию  
заг  
121  
дан  
"обр  
142  
"вхо  
опр  
вхо

из :  
(ба  
101  
обо  
ооо  
"об  
PLE  
"фр  
то  
воз  
про  
иде  
ооо  
уст  
пол  
пре  
ука  
ооо  
исп  
отв

узи  
еро  
усти  
онг  
при  
не  
ио  
со  
сп  
при  
иш

ути  
со  
при  
по  
ИФ  
Со  
ин  
ИФ  
дл  
со

U 2189072 C2

RU

рез  
"не  
"дл  
"ид  
пол  
149  
149  
"сн  
148  
буд  
пер  
при  
опе  
инт  
лоя  
Пол  
одн  
опе  
149  
дл  
в л

опр.  
АТ  
по  
физ  
ста  
64-  
дан  
ан



23

коммуникации служат в качестве подчиненного узла по отношению к базовому коммуникационному блоку, который осуществляет локальное принятие решений о классификации потока и решений в ответ на сообщение переадресации.

50. Исполнительное устройство коммутирует по п. 48, отличающееся тем, что

упомянутый компьютерно-читаемый программный код содержит программное обеспечение протокола управления потоком для клиентов IFMP-C.

Приоритет по пунктам: 31.01.1996 по пп. 1-23, 27-50, 22.11.1996 по пп. 24-26.

# Компоненты контроллера

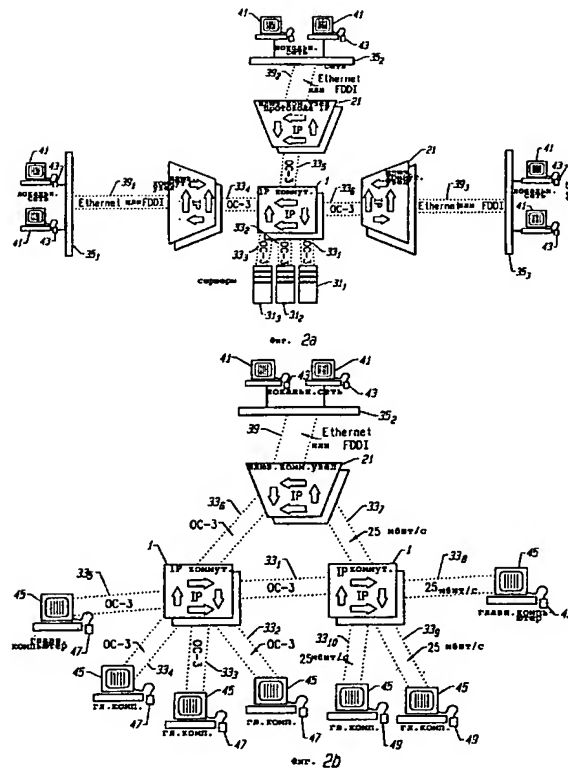
Таблица 1

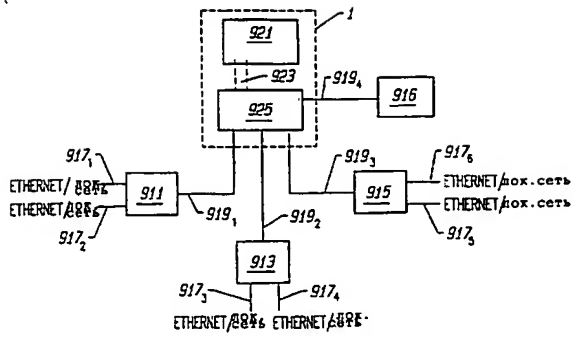
Микропроцессор	Процессор Intel Pentium, 133 МГц
Системная память	ЗУПВ 16 Мбайт/Кэш 256 К
Материнская плата	Материнская плата Intel Endeavor
Плата АТМ интерфейса	Zeinet PCI ATM NIC (155 Мб/с)
Стационарный или жесткий диск	Диск IDE 500 Мбайт
Накопители	Для стандартных гибких и CD-ROM
Источник питания	Стандартный источник питания
Шасси	Стандартное Шасси

## Компоненты коммутатора

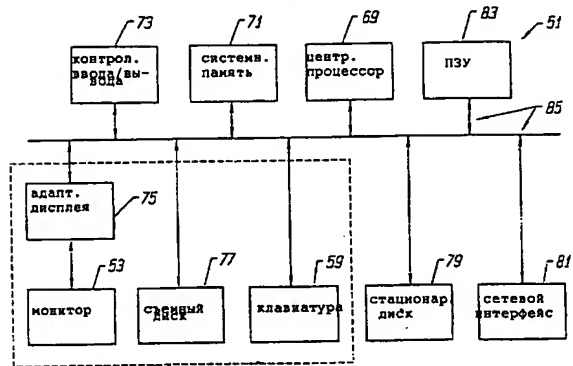
Таблица 2

Переключающий сердечник	
Комплект микросхем	Комплект микросхем АТМ коммутатора MMC Networks ATMS 2000 (белая микросхема, серая микросхема, микросхемы MBUF, микросхемы PIF)
Память общих данных	Стандартные модули памяти
Счетчики пакетов	Стандартные счетчики
Микроконтроллерный комплекс	
ЦПБ	Intel 960CA/CF/HX
Динамическое ОЗУ	Стандартные модули динамического ОЗУ
ПЗУ	Стандартное ПЗУ
Флэш-память	Стандартная флэш-память
Контроллер динамич.ОЗУ	Стандартные микросхемы FPGA, ASIC и т.д.
Сдвоенный универсальный асинхронный приемопередающий порт	16552 DUART
Внешний таймер	Стандартный таймер
Подузел приемопередатчика	
Физический интерфейс	PMC-Sierra PM5346



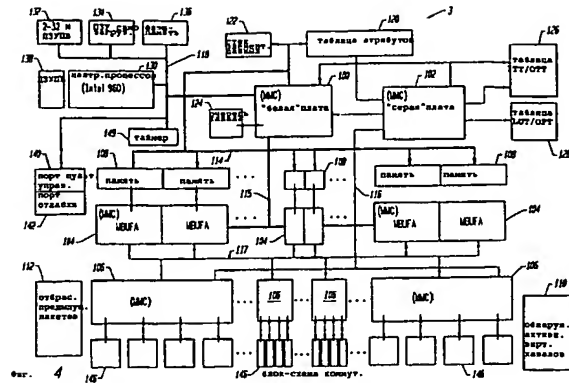


Фиг. 2с

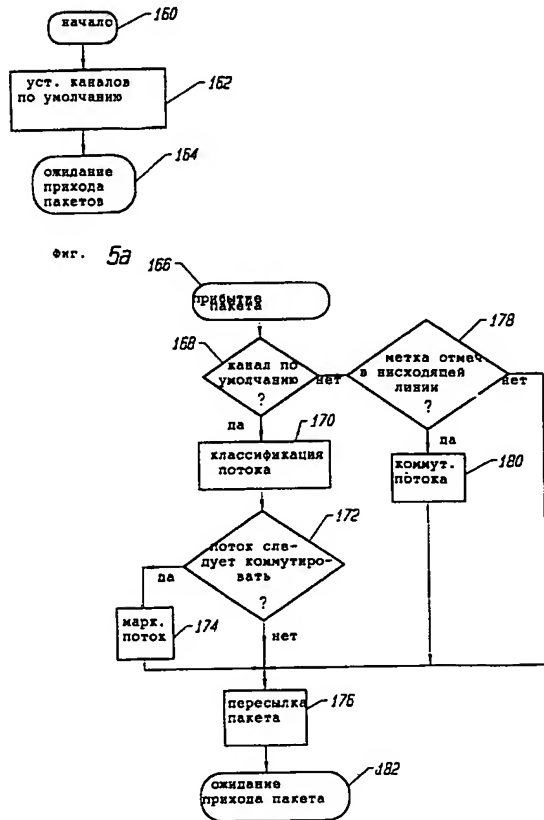


дополнит. средства  
(для главного компьютера)

Фиг. 3

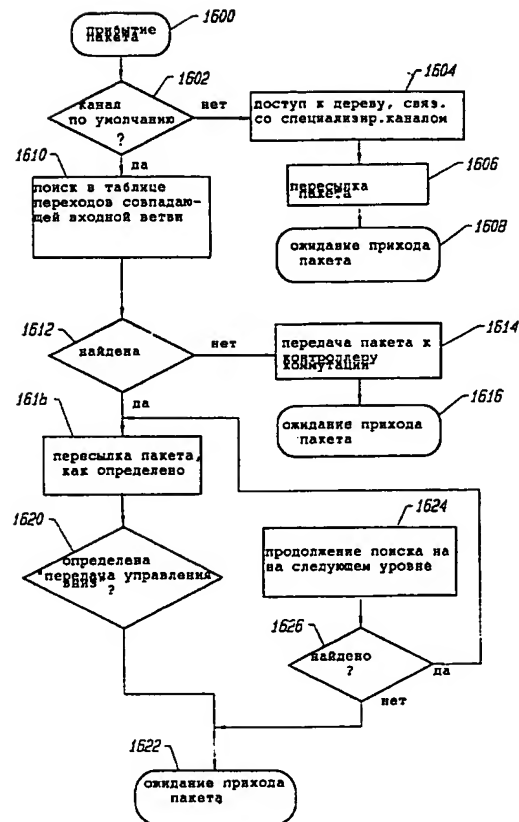


Фиг. 4



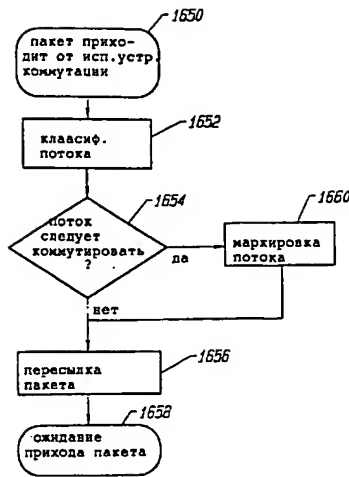
Фиг. 5а

Фиг. 5b

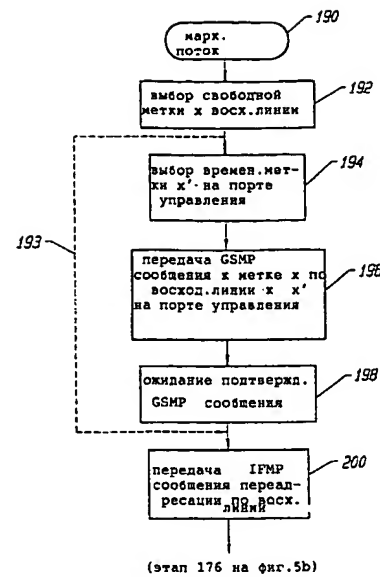


Фиг. 5с



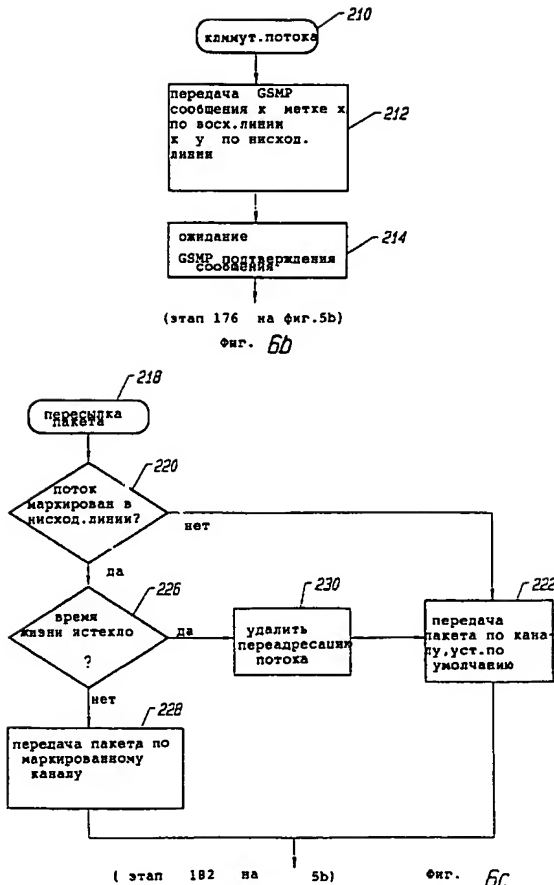


Фиг. 5d



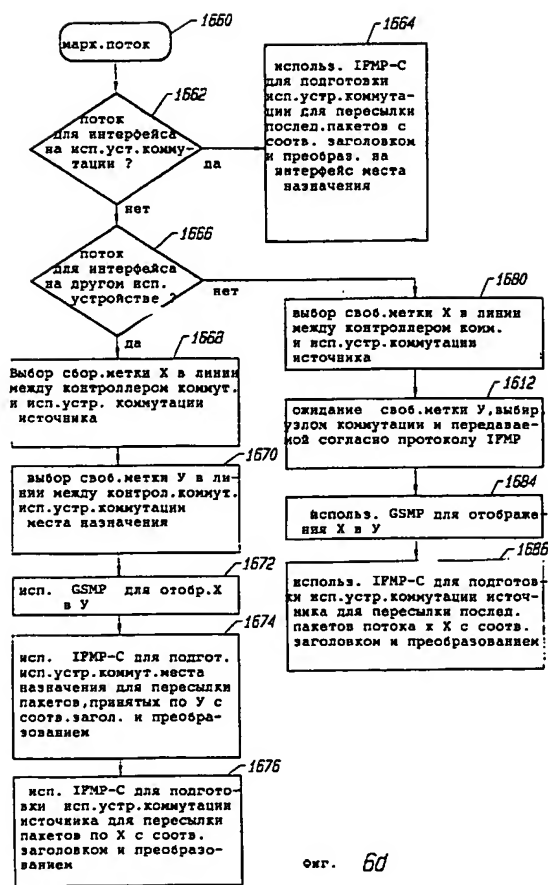
(этап 176 на фиг. 5b)

Фиг. 5a



(этап 182 на фиг. 5b)

Фиг. 6c



Фиг. 6a

RU 2189072 C2

Фиг. 7а

ОНГ. 7b

Фиг. 8а

ФНГ. ВВ.

Фиг. 85

RU 2189072 C2

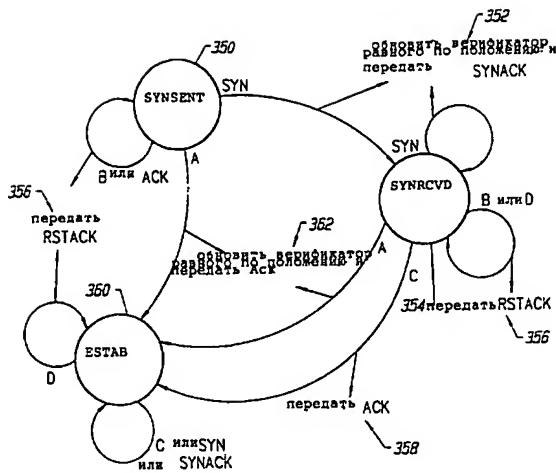
RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

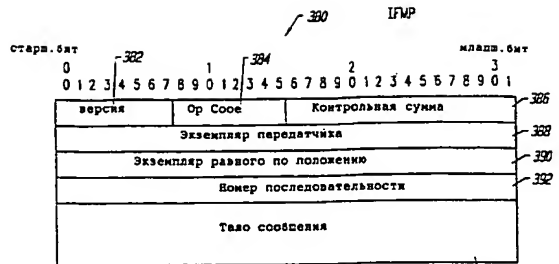
RU 2189072 C2



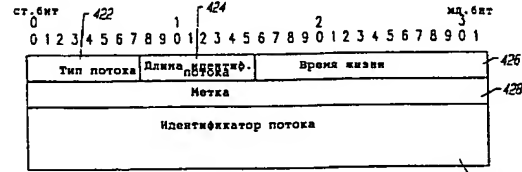
Условия:  
 A: SYNACK AND %C  
 B: SYNACK AND NOT(%C)  
 C: ACK AND %B AND %C  
 D: ACK AND NOT(%B AND %C)

Фиг. 8d

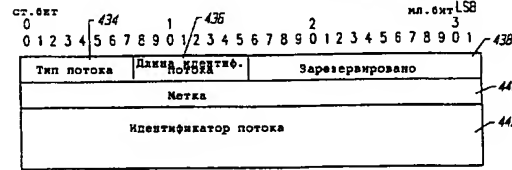
RU 2189072 C2



Фиг. 9a

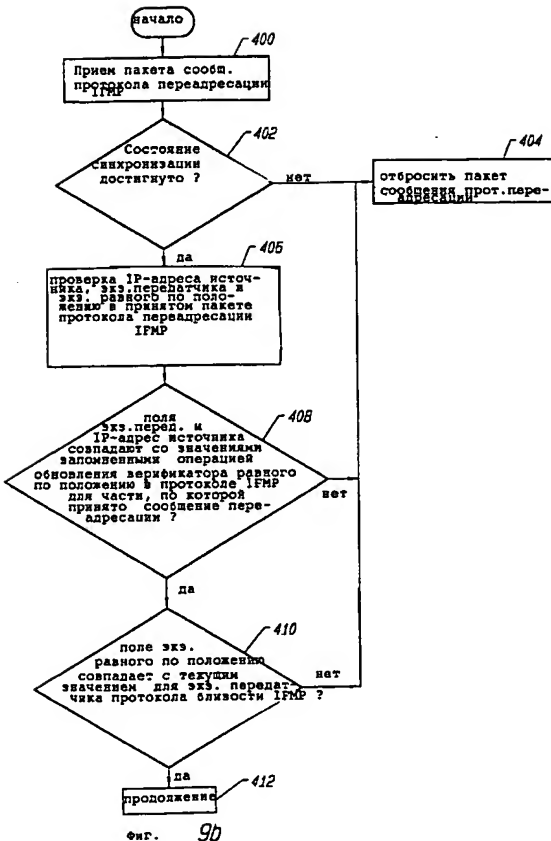


Фиг. 9c



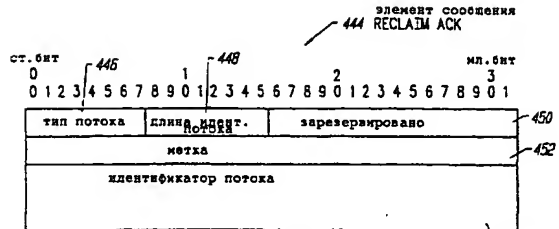
Фиг. 9d

RU 2189072 C2

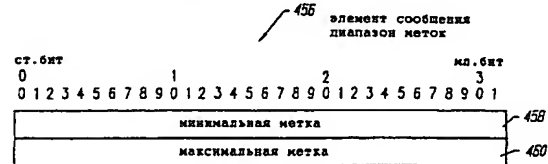


Фиг. 9b

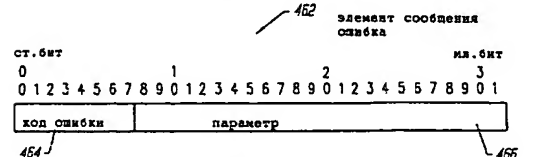
RU 2189072 C2



Фиг. 9e



Фиг. 9f



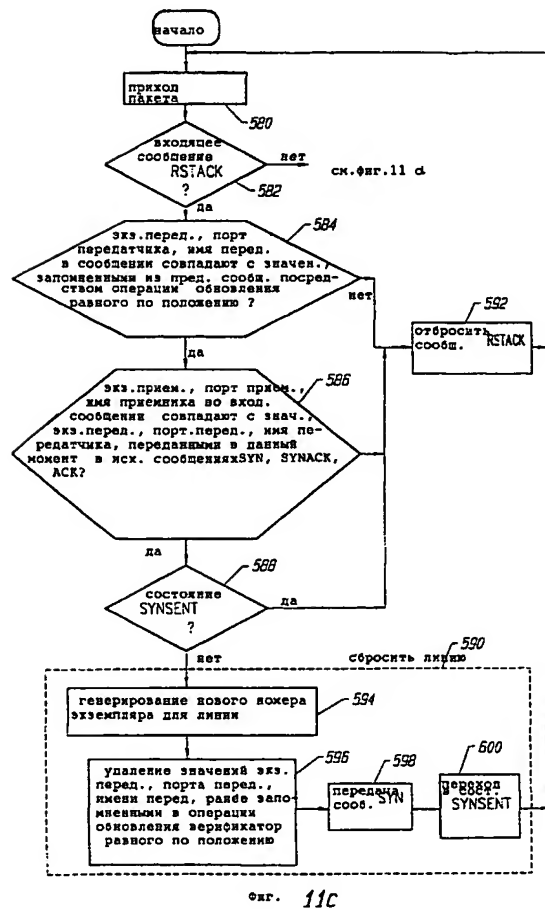
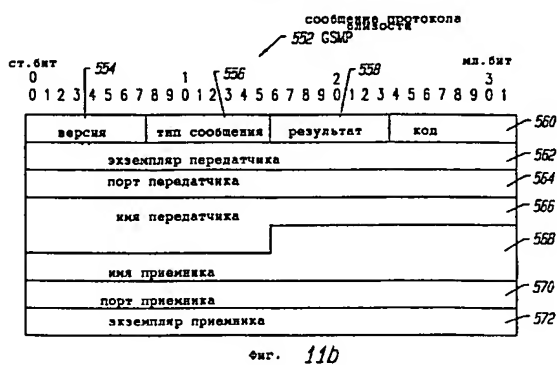
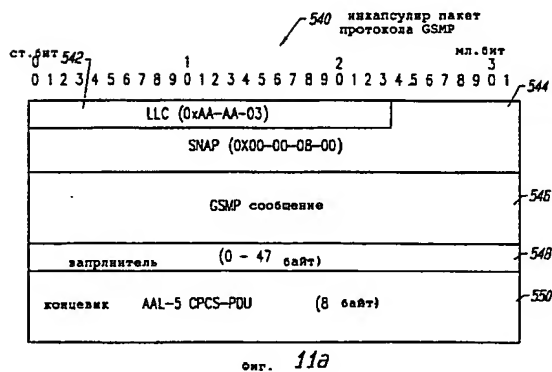
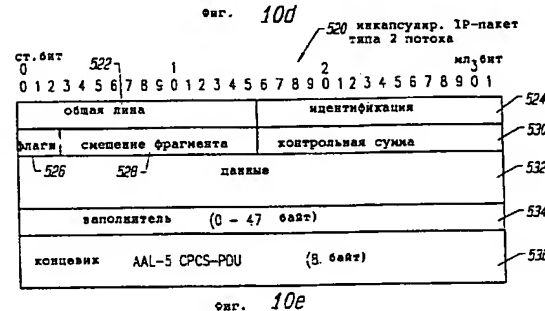
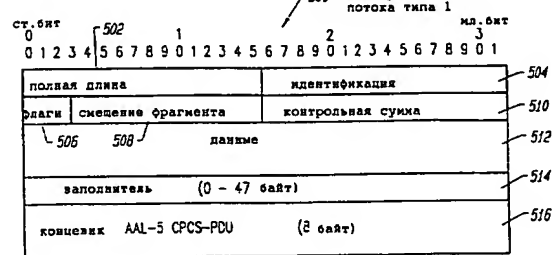
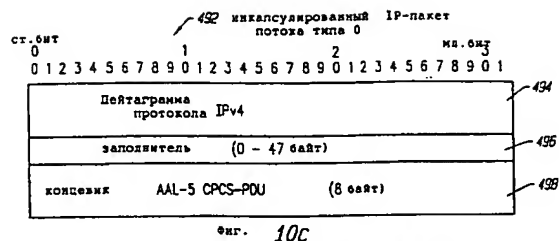
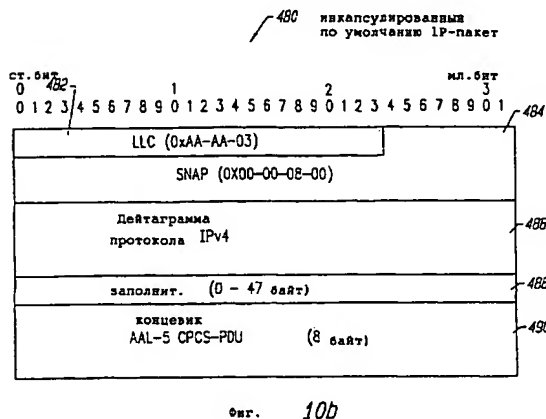
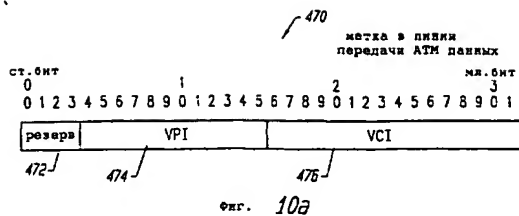
Фиг. 9g

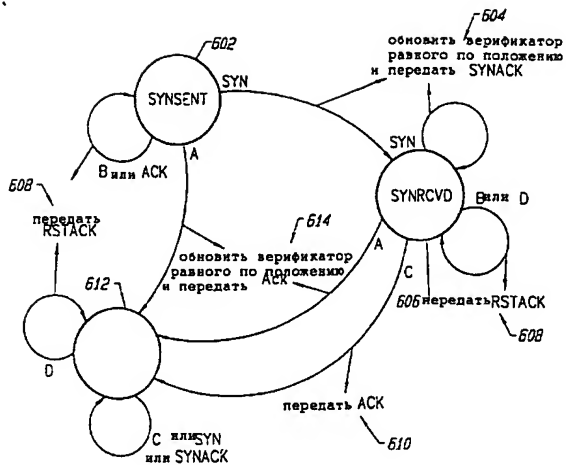
RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2



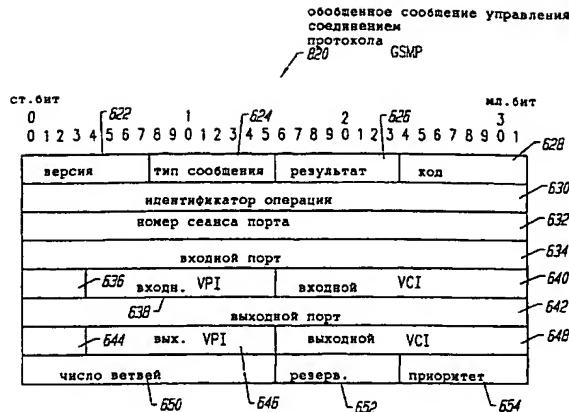




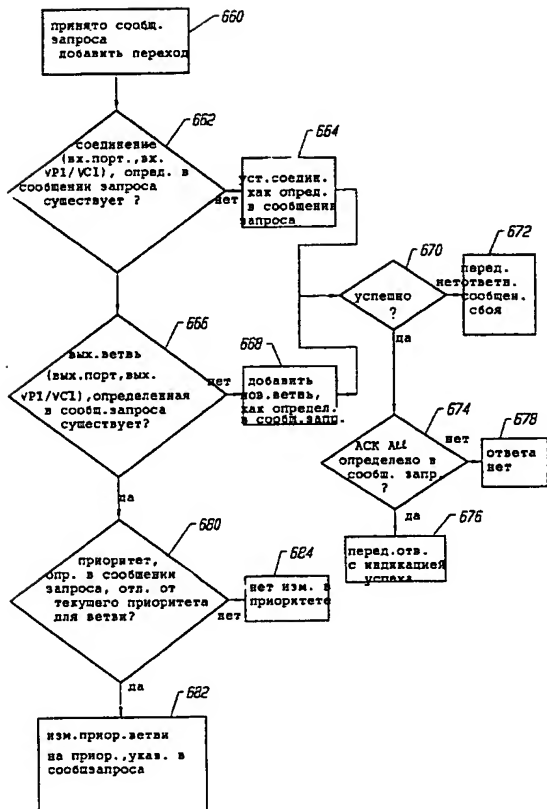
Условия:

- A: SYNACK AND %C
- B: SYNACK AND NOT(%C)
- C: ACK AND %B AND %C
- D: ACK AND NOT(%B AND %C)

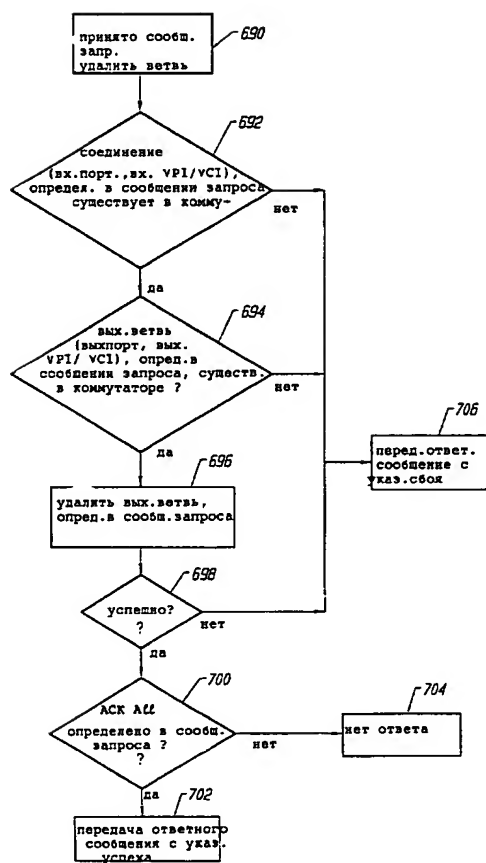
Фиг. 11d



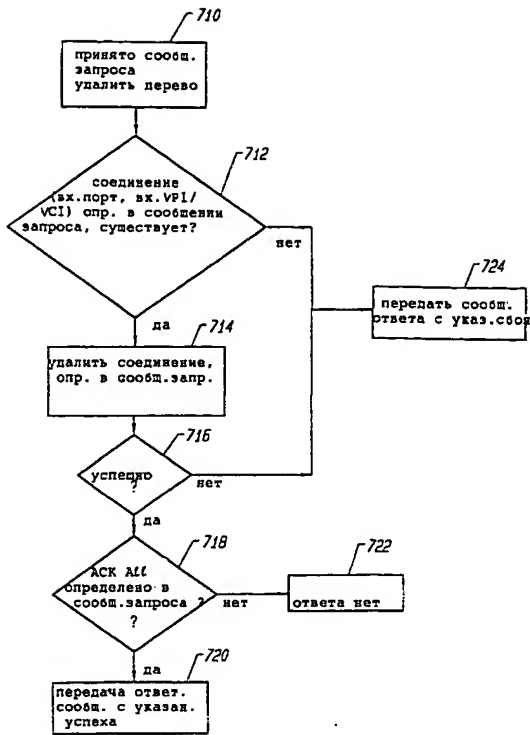
Фиг. 12



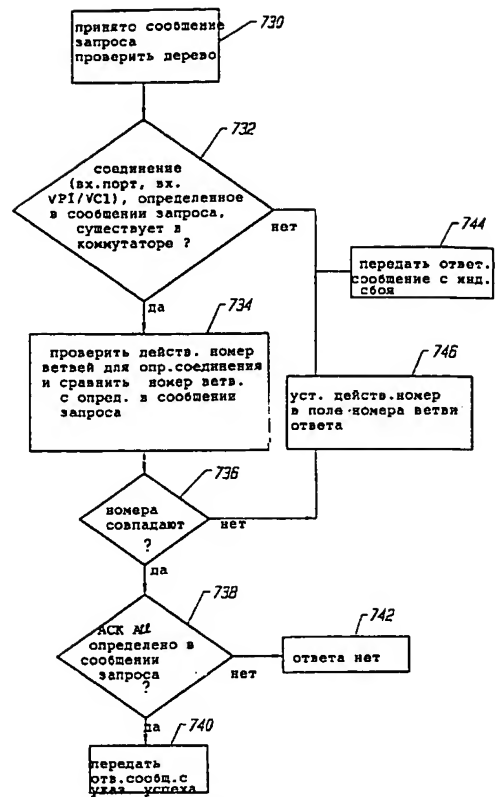
Фиг. 13a



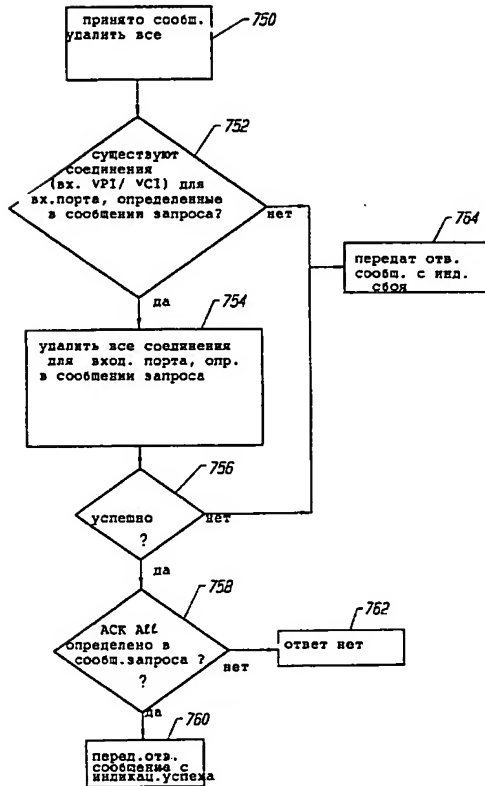
Фиг. 13b



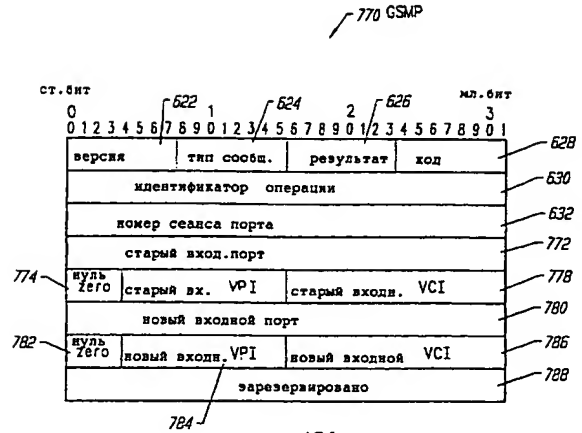
фиг. 13c



фиг. 13d



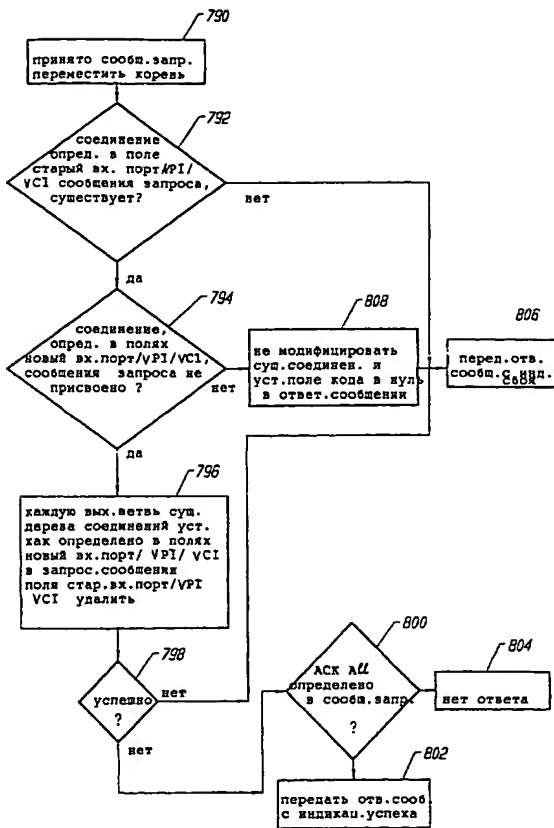
фиг. 13e



фиг. 13f



RU 2189072 C2

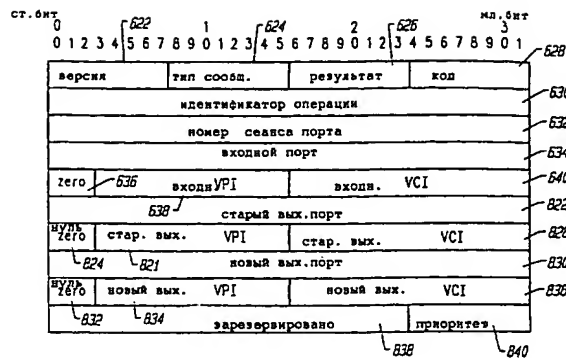


Фиг.13g

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

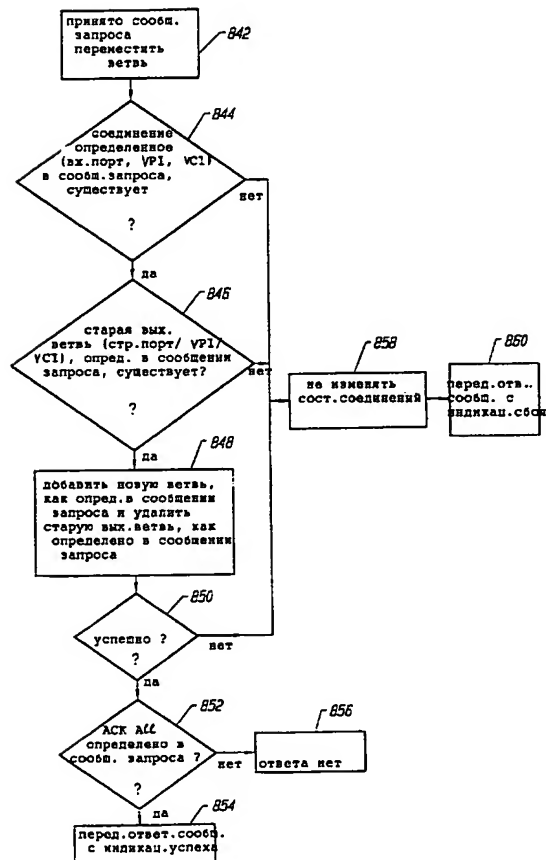
620 GSMP



Фиг. 13h

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

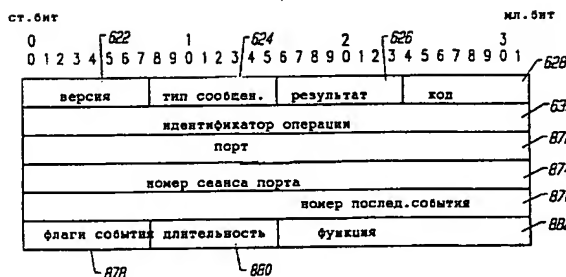


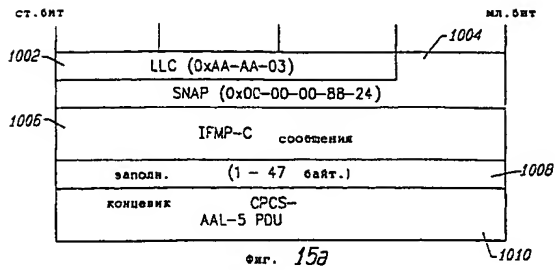
Фиг. 13i

RU 2189072 C2

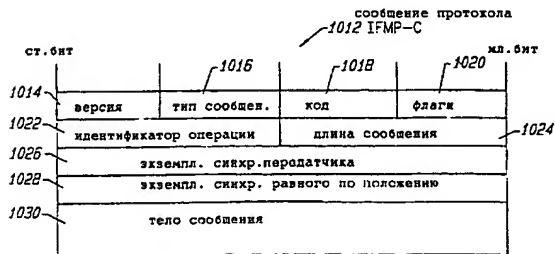
RU 2189072 C2

870 GSMP

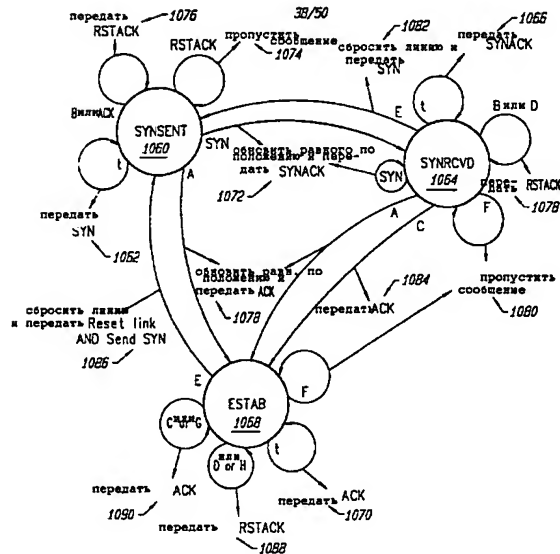




Фиг. 15а

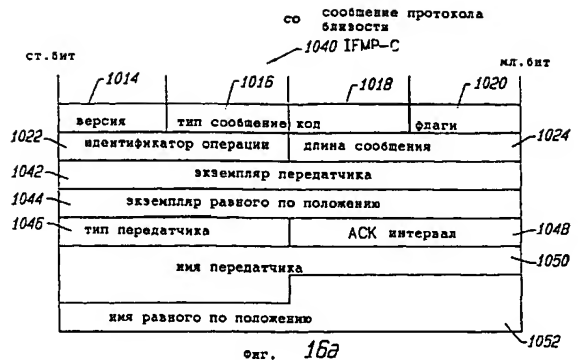


Фиг. 15b



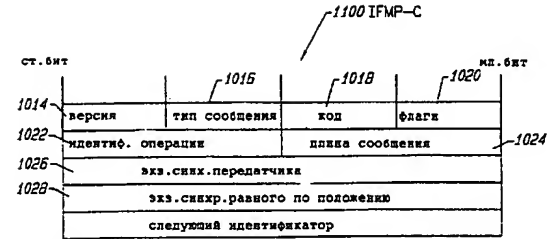
- A: SYNACK AND XX  
B: SYNACK AND NOT(XX)  
C: ACK AND XX AND XY  
D: ACK AND NOT(XX AND XY)  
E: RSTACK AND XX AND XY  
F: RSTACK AND NOT(XX AND XY)  
G: (SYN OR SYNACK) AND NOT (XX)  
H: (SYN OR SYNACK) AND NOT (XX)

Фиг. 16b

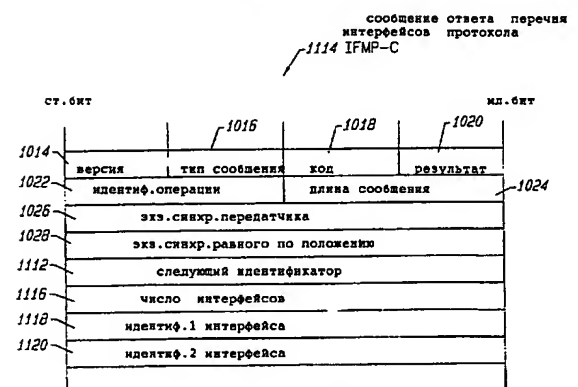


окт. 16а

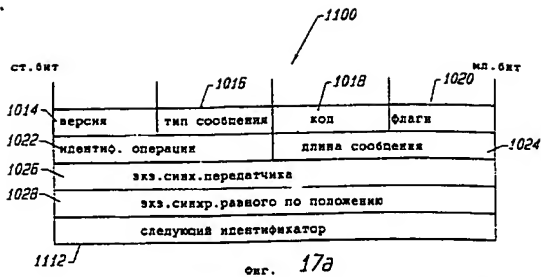
RU 2189072 C2



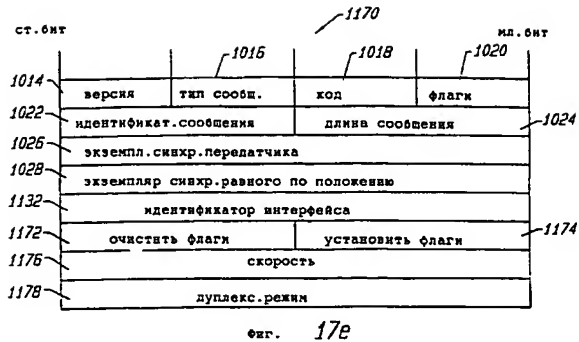
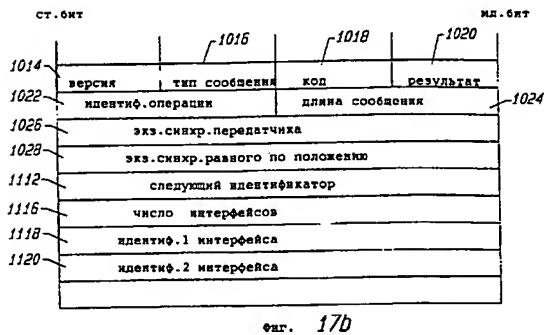
Фиг. 17а



Фиг. 17b



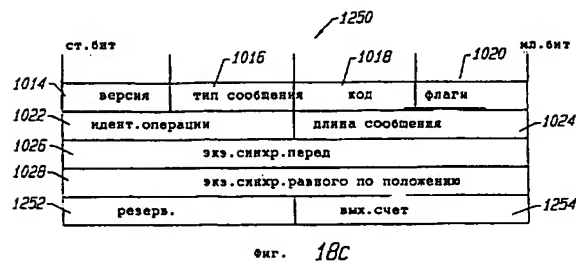
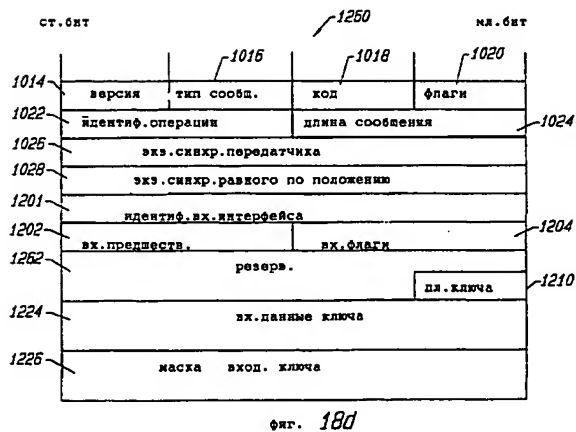
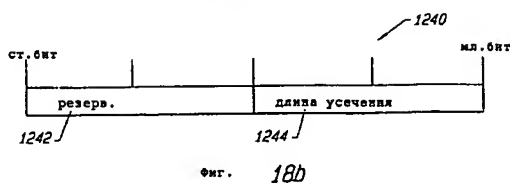
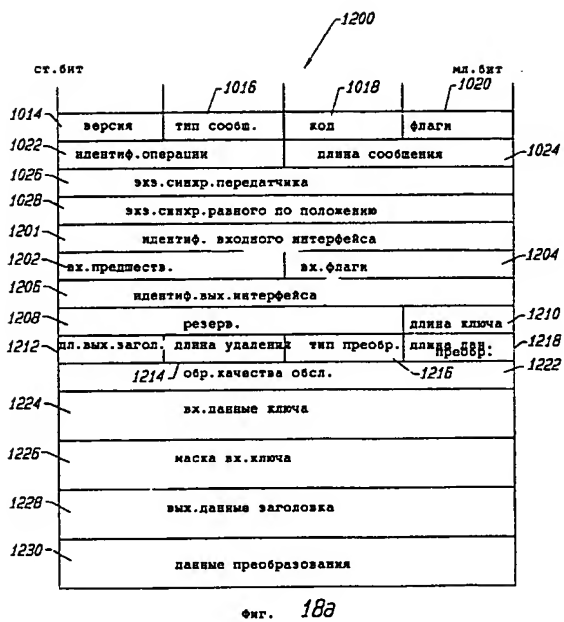
сообщение ответа перечня  
интерфейсов протокола  
1114 IFMP-C



RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2



RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

ст.бит	мл.бит		
	1016	1018	1020
1014	версия	тип сообщ.	код
1022	идент.операции		длина сообщ.
1026	экз.синхр.перед.		
1028	экз.синхр.равного по положению		
1201	идентиф.вх.интерфейса		
1202	вх.предпочт.	вх.флаги	
1302	идентиф. старого вых.интерфейса		
1304	резерв.	1312	длина ключа
1308	дл.стар.вых. загол.	дл.удаления	стар.тип преобр.
1318	обр.стар.качества обслуж.		
1320	идентиф. нового вых.интерфейса		
1322	резерв.	1328	
1324	дл.нов.вых. загол.	нов.дл.удал.	нов.тип преобр.
1334	обр.нов.кач.обслуживания		
1224	вх.данные ключа		
1226	маска вх.ключа		
1340	старый вых.заголовок		
1342	стар.дан.преобраз.		
1344	новый вых.заголовок		
1346	нов.дан.преобраз.		

Фиг. 18е

фиг. 18e

фиг. 20a

ст. бит	мл. бит			
1014	версия	тип сообщ.	код	флаги
1022	идентиф. операции		длина сообщения	
1026	экз. синхр. передатчика			
1028	экз. синхр. равного по положению			
1201	идентиф. вх. интерфейса			
1422	след. идентификатор			

ст.бит	1400				мл.бит
1014	версия	тип сообщ.	код	флаги	1024
1022	идентиф. операции		длина сообщ.		
1026	экз. синхр. перед.				
1028	экз. синхр. равного по положению				
1402	данные 1 пореза				
1404	данные 2 пореза				

фиг. 19a  
структура поля данных пореза

ст.бит	1132	мл.бит
	идентиф. вх. интерфейса	
1202	вх. предпест.	вх. флаги
1408	резерв.	
	дл. ключа	размер записи
1412	счет исполыз.	
1224	вх. данные ключа	
1226	маска вх. ключа	

фиг. 19b

фиг. 20b

↙ 1430

	ст.бит				мл.бит
1014	версия	тип сообщ.	код	флага	
1022	идентиф. операции		длина сообщения		
1026	экз. синхр. перед.				
1028	экз. синхр. равного по положению				
1201	идент. вх. интерфейса				
1202	вх. предпест.		вх. флаги		
1206	идент. вых. интерфейса				
1432	резерв.			длина ключа	
1212	дл. вых. загол.	длина удал.	тип преобр.	длина дан. преобр.	
1422	1214	обр. качества обл.			1216
1224	след. идентификатор				
1226	вход. данные ключа				
1228	вых. данные загол.				
1230	данные преобразования				



RU 2189072 C2

1440

ст. бит	1016	1018	1020	мл. бит
1014	версия	тип сообщ.	код	флаги
1022	идентиф. операции		длина сообщения	
1026	экз. синхр. перед.			
1028	экз. синхр. равного по положению			
1442	идентиф. узла			
1444	исход. идентиф.			
1446	тип узла		резерв.	
1450	исх. слот			
1452	исх. стойка			
1454	мин. версия		макс. версия	

фиг. 21a

1450

ст. бит	1016	1018	1020	мл. бит
1014	версия	тип сообщ.	код	флаги
1022	идент. операции		длина сообщ.	
1026	экз. синхр. перед.			
1028	экз. синхр. равного по положению			
1462	резерв.		число интерф.	
1466	идентиф. 1 интерфейса			
1468	идентиф. 2 интерфейса			
	...			

фиг. 21b

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

1470

ст. бит	1015	1018	1020	мл. бит
1014	версия	тип сообщ.	код	флаги
1022	идентиф. операции		длина сообщения	
1026	экз. синхр. передатчика			
1028	экз. синхр. равного по положению			
1472	статистика интерфейсов			
1474	статистика интерфейсов			

фиг. 21c

1480

структура поля статистика интерф.

ст. бит	1482	1484	1486	мл. бит
	резерв.	тип интерф.	длина записи	
1488	идентифик. интерф.			
1490	длина общей статист.		длина спец. статист.	
1494	общ. статист.			
1496	спец. статист.			

фиг. 21d

RU 2189072 C2

RU 2189072 C2

1494

структура поля общ. статист.

ст. бит	мл. бит
1500	приним. байты
1502	принятые пакеты групп. передачи
1504	принятые пакеты широкопол. перед.
1506	принят. пакеты однократ. перед.
1508	принят. отказы
1510	принятые ошибки
1512	принят. неизв.
1514	передав. байты
1516	перед. пакеты групп. передачи
1518	перед. пакеты широкопол. передачи
1520	перед. пакеты однократ. передачи
1522	перед. отказы
1524	перед. ошибки

фиг. 21e

1530 ATM-данные

ст. бит	мл. бит
1532	принятые элементы данных
1534	переданные элементы данных
1536	ошибки ЦИК
1538	физич. ошибки

фиг. 21f

структура полей спец. статист. для Ethernet-данных

1540

ст. бит	мл. бит
1542	принятые ошибки ЦИК
1544	конфликты при передаче

фиг. 21g

RU 2189072 C2